



**Titre:** Techniques adaptatives de codage coopératif pour des réseaux de  
Title: télécommunications sans fil

**Auteur:** Faisal Al Azem  
Author:

**Date:** 2008

**Type:** Mémoire ou thèse / Dissertation or Thesis

**Référence:** Al Azem, F. (2008). Techniques adaptatives de codage coopératif pour des  
Citation: réseaux de télécommunications sans fil [Mémoire de maîtrise, École  
Polytechnique de Montréal]. PolyPublie. <https://publications.polymtl.ca/8205/>

 **Document en libre accès dans PolyPublie**  
Open Access document in PolyPublie

**URL de PolyPublie:**  
PolyPublie URL: <https://publications.polymtl.ca/8205/>

**Directeurs de  
recherche:**  
Advisors:

**Programme:** Non spécifié  
Program:

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

TECHNIQUES ADAPTATIVES DE CODAGE COOPÉRATIF POUR DES  
RÉSEAUX DE TÉLÉCOMMUNICATIONS SANS FIL

FAISAL AL AZEM  
DÉPARTEMENT DE GÉNIE ÉLECTRIQUE  
ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

MÉMOIRE PRÉSENTÉ EN VUE DE L'OBTENTION  
DU DIPLOME DE MAÎTRISE ÈS SCIENCES APPLIQUÉES  
(GÉNIE ÉLECTRIQUE)  
DÉCEMBRE 2008

© Faisal Al Azem, 2008.



Library and  
Archives Canada

Bibliothèque et  
Archives Canada

Published Heritage  
Branch

Direction du  
Patrimoine de l'édition

395 Wellington Street  
Ottawa ON K1A 0N4  
Canada

395, rue Wellington  
Ottawa ON K1A 0N4  
Canada

*Your file    Votre référence*

*ISBN: 978-0-494-48906-2*

*Our file    Notre référence*

*ISBN: 978-0-494-48906-2*

#### NOTICE:

The author has granted a non-exclusive license allowing Library and Archives Canada to reproduce, publish, archive, preserve, conserve, communicate to the public by telecommunication or on the Internet, loan, distribute and sell theses worldwide, for commercial or non-commercial purposes, in microform, paper, electronic and/or any other formats.

The author retains copyright ownership and moral rights in this thesis. Neither the thesis nor substantial extracts from it may be printed or otherwise reproduced without the author's permission.

#### AVIS:

L'auteur a accordé une licence non exclusive permettant à la Bibliothèque et Archives Canada de reproduire, publier, archiver, sauvegarder, conserver, transmettre au public par télécommunication ou par l'Internet, prêter, distribuer et vendre des thèses partout dans le monde, à des fins commerciales ou autres, sur support microforme, papier, électronique et/ou autres formats.

L'auteur conserve la propriété du droit d'auteur et des droits moraux qui protègent cette thèse. Ni la thèse ni des extraits substantiels de celle-ci ne doivent être imprimés ou autrement reproduits sans son autorisation.

---

In compliance with the Canadian Privacy Act some supporting forms may have been removed from this thesis.

Conformément à la loi canadienne sur la protection de la vie privée, quelques formulaires secondaires ont été enlevés de cette thèse.

While these forms may be included in the document page count, their removal does not represent any loss of content from the thesis.

Bien que ces formulaires aient inclus dans la pagination, il n'y aura aucun contenu manquant.

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL

ÉCOLE POLYTECHNIQUE DE MONTRÉAL

Ce mémoire intitulé:

TECHNIQUES ADAPTATIVES DE CODAGE COOPÉRATIF POUR DES  
RÉSEAUX DE TÉLÉCOMMUNICATIONS SANS FIL

présenté par: AL AZEM Faisal

en vue de l'obtention du diplôme de: Maîtrise ès sciences appliquées

a été dûment accepté par le jury d'examen constitué de:

M. SANSO Brunilde, Ph.D., président

M. HACCOUN David, Ph.D., membre et directeur de recherche

M. FRIGON Jean-François, Ph.D., membre et codirecteur de recherche

M. NERGUIZIAN Chahé, Ph.D., membre

à mes parents, à une étoile qui s'appelle Lama

## REMERCIEMENTS

Je tiens à remercier très chaleureusement mon directeur de recherche Dr. David Haccoun qui m'a offert une opportunité en or en acceptant de diriger mes travaux et qui m'a appris tout ce que je sais aujourd'hui sur le domaine des télécommunications. Je me sens très honoré d'avoir deux publications où mon nom figure auprès du nom de Dr. Haccoun, qui est un des chercheurs les plus respectés dans le domaine des télécommunications.

Je remercie très chaleureusement mon co-directeur de recherche Dr. Jean-François Frigon, qui a accepté de co-diriger mes travaux et qui a joué un rôle énorme dans ma formation académique. Sans son attention, sa disponibilité et ses conseils, ce mémoire n'aurait jamais pu se réaliser et je n'aurais jamais pu soumettre deux articles scientifiques à des conférences internationales. Grâce à nos nombreuses discussions et à nos réunions de groupe, Dr. Frigon a cultivé en moi la passion pour la recherche et a ouvert mon esprit scientifique pour toujours.

Je voudrais aussi exprimer ma gratitude aux Professeurs Haccoun et Frigon pour leur aide financière.

Je dédicace ce mémoire à mes parents Khaled et Hala Alazem, qui m'ont toujours soutenu et qui ont tout sacrifié pour que je puisse poursuivre mes études dans les meilleures écoles du monde. Ce mémoire est dédié à vous.

Je remercie ma fiancée Lama Taljeh, qui m'a toujours écouté et qui m'a toujours réconforté. Merci pour ton amour, merci d'être ce que tu es.

Je remercie enfin tous ceux qui ont contribué à rendre mon expérience à l'École Polytechnique agréable. Je pense à Mohamad Sukhun, Hoda, Kevin, Diego, Nima, Nathalie, Benjamin, Mohamad, Ali, Zhao, Bassem, et Tarek.

## RÉSUMÉ

La communication coopérative permet à des terminaux ayant une seule antenne de bénéficier de la diversité spatiale en collaborant avec d'autres usagers afin de créer un réseau d'antennes virtuel. En effet, les usagers ayant une seule antenne partagent leurs antennes grâce à la coopération afin de se rapprocher des performances des systèmes MISO (*Multiple Input Single Output*) ou MIMO (*Multiple Input Multiple Output*) dans le cas de plusieurs antennes à la destination.

Une technique prometteuse de coopération s'appelle *coded cooperation* ou *codage coopératif*. Comme son nom l'indique, cette technique intègre la coopération dans le codage de canal démontrant ainsi beaucoup de flexibilité et de grands gains de performances. Cependant, le degré de coopération optimal entre usagers varie en fonction des conditions du canal et il n'existe aucune expression analytique qui indique le degré de coopération optimal requis pour une réalisation du canal. De plus, le codage coopératif a un débit fixe puisque le relais transmet toujours pour son partenaire. En conséquence, cette technique n'utilise pas judicieusement les degrés de liberté du canal, surtout à haut rapport signal à bruit (SNR).

Afin de trouver le degré de coopération optimal, on propose un protocole adaptatif basé sur les retransmissions incrémentales avec les codes convolutionnels de taux variables et compatibles connus sous le nom de codes RCPC. En employant un lien de retour sous la forme de signaux ACK/NACK du partenaire, chaque usager décroît incrémentalement son taux de codage dans la première phase de coopération afin d'augmenter ses chances d'être décodé correctement par le relais et donc de bénéficier de la diversité spatiale, tout en préservant le plus de ressources possible pour relayer l'information de son partenaire.

Afin d'améliorer le débit fixe du codage coopératif, on propose un lien de retour sous

la forme de signaux ACK/NACK du partenaire et de la destination. Cette approche nous permet d'optimiser la taille des trames qu'un usager transmet dans les première et deuxième phases de coopération. En conséquence, notre protocole adaptatif maximise le débit de chaque usager et minimise les erreurs causées par le canal.

Les résultats de nos simulations démontrent les gains de performances significatifs et la flexibilité de nos protocoles pour des canaux réciproques et non réciproques entre usagers. De plus, les résultats des simulations montrent que nos protocoles offrent une performance (erreur et débit) supérieure au codage coopératif avec un degré de coopération fixe pour différentes conditions du canal.



## ABSTRACT

Cooperative communication enables single antenna terminals to benefit from spatial diversity by partnering with other users to create a virtual transmit antenna array. Indeed, users with one antenna share their antennas in order to mimic the performances of MISO or MIMO systems (if we assume that the destination has several antennas).

A promising form of cooperation is called *coded cooperation* which integrates cooperation with channel coding, showing great performance gains and great flexibility. However, the optimal degree of cooperation between the users changes with the channel conditions and there is no known analytical expression providing the optimal degree of cooperation for a given channel realization. Furthermore, coded cooperation has a fixed throughput since the relay always transmits for its partner. As a consequence, this technique doesn't efficiently use the degrees of freedom of the channel, specially at high values of signal to noise ratios (SNR).

In order to find the optimal degree of cooperation, we propose an adaptive protocol based on incremental retransmissions using Rate Compatible Punctured Convolutional Codes (RCPC). By employing an ACK/NACK feedback channel from the partner, each user incrementally decreases its coding rate in the first cooperation phase in order to increase its chances of being correctly decoded by the partner, and thus benefit from spatial diversity, while preserving as much resources as possible to relay its partner's information.

In order to improve the fixed throughput of coded cooperation, we employ an ACK/NACK feedback channel from the partner and the destination. Our approach optimizes the frames size transmitted by each user in the first and second cooperation phases. As a consequence, our adaptive protocol maximizes the throughput of each user and minimizes the errors caused by the channel.

Simulation results show the great gains and flexibility of our protocols for both reciprocal and non reciprocal interuser channels. Furthermore, the simulation results show that our adaptive protocols outperform for all channel conditions coded cooperation with a fixed degree of cooperation.

DÉDICACE . . . . .	iv
REMERCIEMENTS . . . . .	v
RÉSUMÉ . . . . .	vi
ABSTRACT . . . . .	viii
TABLE DES MATIÈRES . . . . .	x
LISTE DES FIGURES . . . . .	xiv
LISTE DES NOTATIONS ET DES SYMBOLES . . . . .	xviii
LISTE DES TABLEAUX . . . . .	xxi
INTRODUCTION . . . . .	1
CHAPITRE 1 LES DÉFIS DU SANS-FIL ET L'IMPORTANCE DE LA DIVERSITÉ . . . . .	5
1.1 Les éléments d'un système de communication . . . . .	5
1.2 Causes générales de la dégradation du signal dans un canal de communication sans-fil . . . . .	9
1.2.1 Évanouissements à grande échelle . . . . .	9
1.2.2 Évanouissements à petite échelle . . . . .	12
1.2.2.1 L'effet Doppler . . . . .	12
1.2.3 Le bruit . . . . .	13
1.3 La sélectivité et la classification des canaux . . . . .	15
1.3.1 Étalement Doppler . . . . .	15

1.3.2	Étalement des retards . . . . .	16
1.4	Modélisation statistique . . . . .	17
1.4.1	Le canal Gaussien . . . . .	17
1.4.2	Le canal à évanouissements de Rayleigh . . . . .	18
1.5	La diversité . . . . .	20
1.5.1	Comparaison entre les performances d'un canal AWGN et d'un canal de Rayleigh . . . . .	20
1.5.2	L'effet de la diversité sur les performances . . . . .	22
1.6	Les systèmes SIMO, MISO et MIMO . . . . .	24
1.7	Conclusion . . . . .	30
CHAPITRE 2	LES RÉSEAUX COOPÉRATIFS . . . . .	31
2.1	Les motivations d'un réseau coopératif . . . . .	31
2.2	Modélisation du système . . . . .	34
2.2.1	Transmission orthogonale <i>half-duplex</i> . . . . .	34
2.2.2	Modélisation du canal . . . . .	36
2.3	Les protocoles coopératifs . . . . .	38
2.3.1	Decode and forward (DAF) . . . . .	39
2.3.2	Amplify and forward (AAF) . . . . .	40
2.3.3	Relayage de sélection . . . . .	42
2.3.4	Codage coopératif . . . . .	44
2.3.5	Relayage incrémental . . . . .	44
2.4	Conclusion . . . . .	45
CHAPITRE 3	LE CODAGE COOPÉRATIF EN UTILISANT LES CODES RCPC . . . . .	46
3.1	Les codes RCPC et leurs applications . . . . .	47
3.1.1	Description des codes RCPC . . . . .	47
3.1.2	Résultats numériques . . . . .	49

3.2	Codage coopératif . . . . .	53
3.2.1	Modèle et description du système . . . . .	53
3.2.2	Résultats numériques . . . . .	60
3.2.2.1	Canal inter-usager réciproque . . . . .	61
3.2.2.2	Liens ascendants asymétriques . . . . .	65
3.2.2.3	Canal inter-usager non réciproque . . . . .	66
3.2.2.4	Comparaison entre le codage coopératif et amplify and forward . . . . .	67
3.3	Conclusion . . . . .	69
CHAPITRE 4 OPTIMISATION DU DEGRÉ DE COOPÉRATION DU CO- DAGE COOPÉRATIF . . . . .		70
4.1	Degré de coopération optimal . . . . .	71
4.2	Modèle et description du système . . . . .	72
4.3	Codage coopératif adaptatif . . . . .	73
4.4	Résultats numériques . . . . .	76
4.4.1	Canal inter-usager réciproque . . . . .	78
4.4.2	Liens ascendants asymétriques . . . . .	81
4.4.3	Canal inter-usager non réciproque . . . . .	82
4.5	Conclusion . . . . .	83
CHAPITRE 5 OPTIMISATION DU DÉBIT ET DES PERFORMANCES D'ER- REUR DU CODAGE COOPÉRATIF . . . . .		85
5.1	Modèle et description du système . . . . .	87
5.2	Optimization des performances et du débit . . . . .	88
5.3	Résultats numériques . . . . .	95
5.3.1	Analyse de débit . . . . .	96
5.3.2	Canal inter-usager réciproque . . . . .	99
5.3.3	Canal inter-usager non réciproque . . . . .	102

5.3.4	Liens ascendants asymétriques . . . . .	104
5.3.5	Comparaison des performances d'erreur lorsque le canal inter- usager est réciproque et non réciproque . . . . .	105
5.3.6	Analyse des probabilités des taux de transmission . . . . .	108
5.4	Conclusion . . . . .	110
CONCLUSION . . . . .		112
RÉFÉRENCES . . . . .		116

## LISTE DES FIGURES

FIG. 1.1	Les éléments de base d'un système de communication . . . . .	5
FIG. 1.2	Schéma montrant la propagation multi-chemins . . . . .	10
FIG. 1.3	Comparaison entre les performances d'erreur d'un canal AWGN avec une modulation BPSK et un canal Rayleigh avec une modulation BPSK et une détection cohérente. . . . .	21
FIG. 1.4	Probabilité d'erreur moyenne en fonction du SNR pour différentes valeurs L de branches de diversité . . . . .	25
FIG. 2.1	L'idée de base de la coopération . . . . .	33
FIG. 2.2	Communication coopérative où chaque usager est à la fois source et relais . . . . .	34
FIG. 2.3	Comparaison entre une transmission orthogonale directe et une transmission orthogonale coopérative . . . . .	35
FIG. 2.4	Decode and forward . . . . .	39
FIG. 2.5	Amplify and forward . . . . .	41
FIG. 3.1	Débit normalisé en supposant un taux de codage mère égal à 1/4	53
FIG. 3.2	Deux usagers qui coopèrent où chaque usager est source et relais	54
FIG. 3.3	Codage Coopératif . . . . .	55
FIG. 3.4	Comparaison entre 50% et 25% pour un canal inter-usager réciproque parfait supposant des liens ascendants égaux . . . . .	61
FIG. 3.5	Performance de 50% pour différents SNR du canal inter-usager en supposant un canal réciproque et des liens ascendants égaux	62
FIG. 3.6	Comparaison entre 50% et 25% en supposant un canal inter-usager réciproque de 0 dB et des liens ascendants égaux. . . . .	63
FIG. 3.7	Comparaison entre 50% et 25% en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux. . . . .	64

FIG. 3.8	Performances de 50% en supposant un canal inter-usager de 10 dB et des liens ascendants asymétriques . . . . .	65
FIG. 3.9	Comparaison entre des canaux réciproques et non-réciproques pour 50% de coopération en supposant des liens ascendants égaux	66
FIG. 3.10	Comparaison entre des canaux réciproques et non-réciproques pour 25% de coopération en supposant des liens ascendants égaux	67
FIG. 3.11	Comparaison entre 25% codage coopératif et AAF pour un canal inter-usager réciproque de 0 dB et des liens ascendants égaux .	68
FIG. 4.1	Comparaison entre le codage coopératif avec un degré de coopération fixe et le codage coopératif adaptatif en supposant un système TDMA . . . . .	77
FIG. 4.2	Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager réciproque de 0 dB et des liens ascendants égaux . . . . .	79
FIG. 4.3	Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux . . . . .	79
FIG. 4.4	Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager réciproque de 20 dB et des liens ascendants égaux . . . . .	80
FIG. 4.5	Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants asymétriques . . . . .	82



FIG. 4.6	Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager non réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux . . . . .	83
FIG. 5.1	Comparaison entre le codage coopératif avec un degré de coopération fixe et le codage coopératif adaptatif en supposant un lien de retour de la BS et du partenaire et en supposant un système TDMA	90
FIG. 5.2	Débit normalisé en supposant un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux. . . . .	96
FIG. 5.3	Débit normalisé en supposant un canal inter-usager non réciproque et des liens ascendants égaux. . . . .	98
FIG. 5.4	Débit normalisé en supposant un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants asymétriques. . . . .	98
FIG. 5.5	Performance de notre protocole pour différents SNR du canal inter-usager en supposant un canal réciproque et des liens ascendants égaux . . . . .	100
FIG. 5.6	Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager réciproque de 0 dB et des liens ascendants égaux . . . . .	101
FIG. 5.7	Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux . . . . .	101
FIG. 5.8	Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager réciproque de 20 dB et des liens ascendants égaux . . . . .	102
FIG. 5.9	Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager non-réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux . . . . .	103

FIG. 5.10	Comparaison entre les protocoles du chapitre 4 et 5 pour divers canaux inter-usagers non réciproques et des liens ascendants égaux . . . . .	104
FIG. 5.11	Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants asymétriques . . . . .	105
FIG. 5.12	Comparaison des performances de notre protocole lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque (0 dB) et en supposant des liens ascendants égaux. . . . .	106
FIG. 5.13	Comparaison des performances de notre protocole lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque (10 dB) et en supposant des liens ascendants égaux. . . . .	107
FIG. 5.14	Comparaison des performances de notre protocole lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque (20 dB) et en supposant des liens ascendants égaux. . . . .	107

## LISTE DES NOTATIONS ET DES SYMBOLES

$AAF$ :	Amplify and Forward
$ARQ$ :	Automatic Repeat Quest
$AWGN$ :	Additive White Gaussian Noise
$BER$ :	Bit Error Ratio (Probabilité d'Erreur par Bit)
$BS$ :	Base Station (Station de Base)
$\mathcal{C}$ :	Nombre complexe
$C_k^n$ :	Coefficient binomial des entiers naturels $n$ et $k$
$CSI$ :	Channel State Information
$DAF$ :	Decode and Forward
$\mathcal{E}\{X\}$ :	Espérance mathématique de $X$
$\mathcal{E}_i$ :	L'énergie transmise par bit codé par l'utilisateur $i$
$FDD$ :	Frequency-Division Duplex
$FEC$ :	Forward Error Correction
$h[m]$ :	Gain complexe du canal à l'instant $m$
$h_{i,j}[m]$ :	Gain complexe du canal à l'instant $m$ entre les noeuds $i$ et $j$
$h_{s,d}[m]$ :	Gain complexe du canal à l'instant $m$ entre la source $s$ et la destination $d$
$h_{s,r}[m]$ :	Gain complexe du canal à l'instant $m$ entre la source $s$ et le relais $r$
$h_{r,d}[m]$ :	Gain complexe du canal à l'instant $m$ entre le relais $r$ et la destination $d$
$\mathbf{h}$ :	Gains complexes des canaux sous forme vectorielle
$(i.i.d)$ :	Independent and identically distributed (indépendant et identiquement distribué)
$K$ :	Longueur du message à la source incluant le code CRC
$L$ :	Nombre de branches de diversité
$l$ :	Index des branches de diversité (scalaire)

$LOS$ :	Line-Of-Sight
$m$ :	Entier non-négatif représentant le temps discret
$MIMO$ :	Multiple Input Multiple Output
$MISO$ :	Multiple Input Single Output
$MRC$ :	Maximum Ratio Combiner
$N$ :	Longueur du message après le codage
$N_1$ :	Nombre de bit codés transmis dans la première phase de coopération
$N_2$ :	Nombre de bit codés (de parités) transmis dans la deuxième phase de coopération
$N_j$ :	Energie du bruit par temps de bit au récepteur $j$
$n_t$ :	Nombre d'antennes de transmission
$n_r$ :	Nombre d'antennes de réception
$n_{min}$ :	Minimum entre le nombre d'antennes de transmission et de de réception
$\mathcal{N}(m, \sigma^2)$ :	loi normale de Gauss de moyenne $m$ et de variance $\sigma^2$
$OFDM$ :	Orthogonal Frequency Division Multiplexing
$\mathcal{P}\{A\}$ :	Probabilité de l'événement $A$
$PEP$ :	Probabilité d'erreur par pair
$QoS$ :	Qualité de Service
$\mathcal{R}\{X\}$ :	Partie réelle de $X$
$RCPC$ :	Rate Compatible Punctured Convolutional Codes
$S$ :	Nombre de symboles transmis sur le canal
$SIMO$ :	Single Input Multiple Output
$SISO$ :	Single Input Single Output
$SNR$ :	Signal to Noise Ratio (Rapport Signal sur Bruit)
$STBC$ :	Space-Time Block Coding
$STTC$ :	Space-Time Trellis Coding

$\sigma_i^2$ :	Variance du bruit au noeud $i$
$T_c$ :	Temps de cohérence
$TDD$ :	Time-Division Duplex
$W$ :	Largeur de bande
$W_c$ :	Bande de cohérence
$w[m]$ :	Bruit AWGN à l'instant $m$
$w_d[m]$ :	Bruit AWGN à l'instant $m$ à la destination
$w_r[m]$ :	Bruit AWGN à l'instant $m$ au relais
$w_{i,j}[m]$ :	Bruit AWGN à l'instant $m$ au noeud $j$ (noeud $i$ étant la source)
$x[m]$ :	Symbole transmis à l'instant $m$
$x_s[m]$ :	Symbole transmis à l'instant $m$ par la source
$\hat{x}_s[m]$ :	Symbole estimé par le relais provenant de la source à l'instant $m$
$\mathbf{x}$ :	Les symboles transmis sous forme vectorielle
$y[m]$ :	Symbole reçu à l'instant $m$
$y_{i,j}[m]$ :	Symbole reçu à l'instant $m$ par le noeud $j$ et transmis par le noeud $i$
$y_{s,d}[m]$ :	Symbole reçu à l'instant $m$ par la destination et transmis par la source
$y_{s,r}[m]$ :	Symbole reçu à l'instant $m$ par le relais et transmis par la source
$y_{r,d}[m]$ :	Symbole reçu à l'instant $m$ par la destination et transmis par le relais
$\mathbf{y}$ :	Les symboles reçus sous forme vectorielle
$ZMCSCG$ :	Zero Mean Circularly Symmetric Complex Gaussian

## LISTE DES TABLEAUX

TAB. 1.1	Comparaison entre le gain de diversité et des degrés de liberté du canal avec diverses techniques de transmissions pour un système MIMO 2 x 2 . . . . .	29
TAB. 4.1	Matrices de perforations et taux de codage dans la première phase de coopération . . . . .	78
TAB. 4.2	Probabilités des taux de codage dans la première phase de coopération en supposant un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux . . . . .	81
TAB. 5.1	La combinaison des signaux ACK/NACK* de la BS et du relais qui produisent les cas 1 à 9 . . . . .	91
TAB. 5.2	Probabilités des taux de codage pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 0 dB . . . . .	109
TAB. 5.3	Probabilités des cas 1 à 9 pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 0 dB . . . . .	109
TAB. 5.4	Probabilités des taux de codage pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 10 dB . . . . .	109
TAB. 5.5	Probabilités des cas 1 à 9 pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 10 dB . . . . .	109
TAB. 5.6	Probabilités des taux de codage pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 20 dB . . . . .	110
TAB. 5.7	Probabilités des cas 1 à 9 pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 20 dB . . . . .	110

## INTRODUCTION

Les prochaines générations de systèmes de communication sans-fil devront augmenter les débits de transmission et assurer une meilleure qualité de service (QoS) afin de satisfaire les exigences croissantes des usagers. Dans une communication sans-fil, le signal est affecté par les évanouissements à petite échelle causés par les interférences constructives et destructives des composantes multi-trajets à la réception et par les évanouissements à grande échelle causés par les obstacles et l'atténuation du signal avec la distance. Afin de combattre les évanouissements profonds, la diversité de transmission permet de transmettre l'information dans des canaux subissant des évanouissements indépendants, ce qui permet à la réception d'effectuer une meilleure décision sur le symbole transmis. L'utilisation de plusieurs antennes de transmissions et de techniques de codage spatio-temporel montrent des gains substantiels (Alamouti, 1998) en comparaison à des systèmes sans diversité.

Cependant, les terminaux dans un réseau sans-fil ne peuvent pas toujours supporter plusieurs antennes en raison de contraintes de taille physique, de puissance, de matériel ou de coût (Nosratinia, 2004). Afin de répondre à ces limitations, une nouvelle technique connue sous le nom de la *communication coopérative* permet à des usagers ayant une seule antenne de partager leurs antennes afin de créer un réseau d'antennes virtuel et donc de profiter de la diversité spatiale. L'approche de base de la communication coopérative est pour un relais de détecter dans un premier temps le signal de son partenaire et de retransmettre dans un deuxième temps le signal de son partenaire. En conséquence, la destination reçoit le signal d'un usager par deux canaux d'évanouissements indépendants.

Les protocoles de coopération tels que *Amplify and Forward* (AAF) (Laneman, 2001) et *Decode and Forward* (DAF) (Sendonaris, 2003) sont basés sur un codage de répétition,

c'est-à-dire que le relais retransmet simplement le même message ou une version amplifiée du message de son partenaire. Afin d'utiliser les degrés de liberté plus judicieusement, Hunter et Nosratinia ont proposé un protocole intitulé *Coded Cooperation* qui intègre le codage de canal dans le coopération. La littérature (Hunter, 2004; Hunter, 2006a) montre que le codage coopératif surpasse les protocoles basés sur la répétition grâce à sa flexibilité. En effet, en variant son taux de codage et en variant donc le degré de coopération du relais, le codage coopératif a la capacité de s'adapter aux conditions des canaux.

Malgré les avantages du codage coopératif, aucune expression analytique ne permet de déterminer le degré de coopération optimal en fonction de la qualité des canaux. De plus, aucune méthode n'existe dans la littérature pour adapter le degré de coopération des usagers aux conditions des canaux. Le codage coopératif peut aussi produire des comportements asymétriques pour chaque usager, c'est-à-dire que pour deux usagers coopérant, seul un usager profitera de la diversité spatiale. Finalement, le protocole présenté dans (Hunter, 2004; Hunter, 2006a) n'utilise pas de façon optimale les degrés de liberté puisque le relais transmet toujours pour son partenaire. En conséquence, le codage coopératif a un débit fixe.

### **Objectifs et Contributions du Mémoire :**

Afin de répondre aux limitations du codage coopératif, on présente dans ce mémoire deux nouveaux protocoles qui permettent d'adapter le degré de coopération des usagers aux conditions des canaux et de maximiser le débit de chaque usager.

Notez qu'afin d'avoir une comparaison équitable avec (Hunter, 2004; Hunter, 2006a), on ne considère qu'un seul relais.

On propose dans le chapitre 4 un protocole inspiré par les systèmes ARQ/FEC à redondance incrémentale avec les codes RCPC. On suppose un lien de retour du relais (vers



le transmetteur) sous la forme de signaux ACK/NACK. Notre protocole permet d'adapter les taux de codage et donc les degrés de coopération des usagers aux conditions des canaux. De plus, notre approche supprime les comportements asymétriques des usagers qui dégradent les performances. En adaptant son taux de codage, chaque usager augmente sa probabilité d'être décodé correctement par le relais et maximise le nombre de bits de parité qu'il peut envoyer pour son partenaire (Alazem, 2008a) .

Les résultats de nos simulations démontrent que notre protocole dénommé *Adaptive Coded Cooperation* , dépasse les performances du codage coopératif avec un degré de coopération fixe pour toutes les conditions des canaux.

On propose dans le chapitre 5 un protocole qui permet d'optimiser simultanément le débit et les performances de chaque usager. L'approche utilisée est similaire à celle présentée dans le chapitre 4 sauf qu'on considère un lien de retour de la destination et du relais. Notre protocole permet d'optimiser la taille des mots de codes transmis dans les première et deuxième phases de coopération . En adaptant de façon incrémentale la taille du mot de code transmis dans la première phase de coopération, chaque usager augmente ses chances d'être décodé correctement par la destination ou le relais et maximise le nombre de bits de parité qu'il peut envoyer pour son partenaire. En supposant un lien de retour sous la forme de signaux ACK/NACK en provenance de la destination, chaque usager minimise le nombre de bits de parité qu'il envoie pour son partenaire (ou pour lui même dans le cas de la non-coopération) dans la deuxième phase de coopération. En conséquence, en adaptant la taille des mots de code transmis dans les première et deuxième phases de coopération , notre protocole maximise le débit et minimise les erreurs causées par le canal (Alazem, 2008b).

Les résultats de nos simulations montrent que notre protocole adaptatif dépasse toujours les performances du codage coopératif avec un degré de coopération fixe et augmente substantiellement le débit de chaque usager. De plus, les simulations montrent que notre

protocole produit des performances presque similaires pour les cas de canal inter-usager réciproque et non-réciproque.

### **Organisation du Mémoire :**

Le mémoire est organisé selon cinq chapitres. On présente dans le chapitre 1 les différents modules qui forment un système de communication et on présente les différents défis de la communication sans-fil. Finalement, on met en évidence dans ce chapitre l'importance de la diversité lors de la communication sans-fil, surtout lorsque le canal est plat en fréquence (pas de diversité fréquentielle) et varie lentement (pas de diversité temporelle). On présente dans le chapitre 2 la notion de communication coopérative. On y présente et compare les différents protocoles d'une communication coopérative, notamment *amplify and forward*, *decode and forward* et le codage coopératif. Le chapitre 3 étudie en détail une mise en oeuvre du codage coopératif en utilisant les codes convolutifs RCPC. On présente dans ce chapitre des simulations qui confirment les résultats publiés dans (Hunter, 2004; Hunter, 2006a). Le chapitre 4 présente un nouveau protocole qui permet d'adapter le degré de coopération de chaque usager aux conditions des canaux. Le chapitre 5 présente une technique permettant d'améliorer le débit et les performances du protocole présenté dans le chapitre 4. Finalement, la conclusion synthétise les résultats importants et présente de nouvelles perspectives de recherche dans ce domaine.

## CHAPITRE 1

### LES DÉFIS DU SANS-FIL ET L'IMPORTANCE DE LA DIVERSITÉ

On présente dans ce chapitre les notions de base d'un système de communication sans-fil. On analyse dans un premier temps les différents modules constituant la chaîne de transmission d'un système de communication. On s'intéresse dans un deuxième temps aux défis du canal sans fil, plus particulièrement au canal de Rayleigh qui a des mauvaises performances comparé au canal AWGN. En effet, on verra que la probabilité d'erreur d'un canal de Rayleigh à une décroissance inversement proportionnelle à haut SNR alors que le canal AWGN décroît exponentiellement avec le SNR. On présentera dans la dernière partie la notion de diversité et on mettra en évidence son importance dans les communications sans-fil.

#### 1.1 Les éléments d'un système de communication

La figure 1.1 montre le schéma type d'un système de communication. Nous pouvons distinguer cinq catégories de sources de données (Frigon, 2007; Proakis, 2001) :

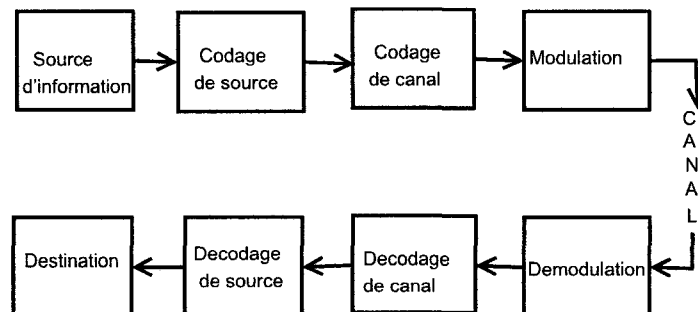


FIG. 1.1 Les éléments de base d'un système de communication

- Texte : texte brut (unformatted text ou plain text), texte mis en forme (formatted text) ou hypertexte qui permet de créer des liens entre plusieurs documents.
- Image : numérisée.
- Vidéo : représentation analogique ou numérique.
- Audio : représentation analogique ou numérique.
- Binaire : source de données générales.

Dans un système de communication numérique, le message produit par la source est converti en une séquence binaire. Idéalement, on désire obtenir la meilleure représentation de cette information : c'est-à-dire représenter le message de sortie de la source avec le moins de bits possibles afin de minimiser la quantité d'information à transmettre sur le canal. En d'autres termes, le rôle du codage de source est de représenter le plus efficacement possible la source d'information en minimisant la redondance dans le message de sortie de la source. La procédure qui permet de convertir *efficacement* la sortie d'une source analogique ou numérique en une séquence binaire est appelée encodage de source ou compression. Certains algorithmes de compression sont généraux et peuvent être utilisés pour tous les types de source ( par exemple, codes de Huffman et codes LZ) et d'autres sont spécifiques à des types de sources précis (par exemple, MP3 pour l'audio, JPEG pour les images, MPEG pour la vidéo) (Frigon, 2007; Proakis, 2001).

On appelle la séquence binaire à la sortie de l'encodeur de source *la séquence d'information* qu'on fait passer par l'encodeur de canal (Proakis, 2001). Contrairement au codage de source, le codage de canal permet d'introduire de la redondance structurée afin de protéger l'information contre les erreurs introduites par le canal de transmission. En effet, le signal transmis sur le canal est dégradé en raison de l'atténuation et de la distorsion. Les principales sources de distorsion sont le bruit, les interférences, le délai et la distorsion dues aux réflexions du signal (pour le cas de communication sans-fil). En conséquence, la redondance créée par le codeur de canal permet d'augmenter la fiabilité

du signal reçu. Un exemple trivial d'encodage est la répétition, où chaque symbole dans la séquence d'information est répété  $m$  fois,  $m > 1$ . Une forme plus sophistiquée de codage est de regrouper les bits émis par la source en blocs de  $k$  bits et de transformer chaque blocs de  $k$  bits en mots de code de longueur  $n$  symboles codés (Haccoun, 2007a; Proakis, 2001). La redondance créée par l'encodeur est mesurée par  $n/k$ , et on appelle taux de codage le quotient  $k/n$  où  $k$  représente le nombre de bits d'informations et  $n$  le nombre de symboles codés dans un mot de code .

La séquence binaire à la sortie du codeur de canal passe par le modulateur qui convertit les bits en signaux analogiques qui seront transmis sur le medium de transmission du canal. Notez qu'un bit n'est qu'une représentation logique d'une information et que le rôle de la modulation est de fournir une représentation physique à un bit logique. On distingue trois types de modulation (Frigon, 2007; Proakis, 2001) :

- Modulation en bande de base : les bits sont représentés par des impulsions électriques de voltage qui ont un spectre de fréquences centrées sur 0. Ce type de modulation est utilisé dans les paires torsadées par exemple.
- Modulation en bande passante : La représentation en bande de base est multipliée par un signal sinusoïdal qu'on appelle porteuse, qui permet de représenter les signaux autour de la fréquence de la porteuse. Ce type de modulation est utilisé dans les paires torsadées, les câbles coaxiaux et les systèmes radio.
- Modulation par impulsions : Un bit est représenté par la présence ou l'absence d'une impulsion. Ce type de modulation est utilisé dans les paires torsadées, les systèmes optiques, les systèmes radio et l'infrarouge.

Le canal de communication est le medium physique utilisé afin de transmettre le signal du transmetteur au récepteur. On peut classifier les mediums de transmission en deux catégories (Frigon, 2007; Proakis, 2001) :

- Guidés : les ondes ou impulsions sont transmises dans un milieu confiné (câble coaxial fibre optique, paire torsadée).

- Non-guidés : les ondes ou impulsions sont transmises dans l'espace libre ( atmosphère, espace) entre antennes.

On s'intéresse dans notre mémoire à la communication sans-fil, et plus particulièrement à la communication radio. Le canal de transmission radio transmet des ondes électromagnétiques dans l'air. Ces systèmes représentent beaucoup d'intérêt car ils ne nécessitent pas d'installations de câbles et peuvent pénétrer les murs. On verra dans la prochaine section que la performance des systèmes radio dépend de plusieurs facteurs liés à l'environnement : atténuation et ombrage, composantes multi-trajets causées par des réflexions (multi-path) et les interférences causées par les autres usagers. Une certitude est que pour n'importe quel canal de transmission, la qualité du signal reçu est dégradée aléatoirement par plusieurs mécanismes possibles tels que le bruit provenant d'interférences dues aux autres communications utilisant le même canal de transmission, le bruit thermique dû aux composants électroniques ou même le bruit causé par des phénomènes tels que les orages.

À la réception, le démodulateur reconvertit le signal physique corrompu par le bruit du canal en une séquence d'estimation de symboles transmis. Cette séquence passe ensuite par le décodeur de canal qui tente de reconstruire la séquence d'information originale en tenant en compte le code utilisé par l'encodeur de canal. Une excellente mesure de performance qu'on utilise de façon universelle, et donc aussi dans notre mémoire, est la probabilité d'erreur moyenne par bit qui est une mesure de performance de la combinaison du démodulateur et du décodeur (Proakis, 2001). Finalement, le rôle du décodeur de source est d'utiliser la séquence d'information décodée afin de recréer la source d'information en tenant en compte de la méthode d'encodage de source utilisée.

## 1.2 Causes générales de la dégradation du signal dans un canal de communication sans-fil

On s'intéresse dans cette partie aux principales sources de distorsions dans un canal de communication sans-fil, notamment les évanouissements, le bruit et les interférences. Une caractéristique du canal sans-fil est la variation de la qualité du canal en fonction du temps et de la fréquence. Le canal de propagation varie à deux échelles de grandeur qui sont modélisées séparément par (Tse, 2005; Frigon, 2008) :

- Les évanouissements à grande échelle (large scale fading) qui sont de l'ordre de grandeur de la taille de la cellule et sont habituellement indépendants de la fréquence.
- Les évanouissements à petite échelle (small scale fading) qui sont de l'ordre de grandeur de la longueur d'onde et dépendent de la fréquence.

### 1.2.1 Évanouissements à grande échelle

Les causes majeures des évanouissements à grande échelle ou macroscopiques sont l'effet d'ombrage des bâtiments ou de l'environnement et l'atténuation du signal à la réception en fonction de la distance. Dans l'espace libre ou lorsque la communication entre le transmetteur et le récepteur se fait en ligne directe (par exemple les communications par satellites), le modèle de Friis peut être utilisé (Rappaport, 1996)

$$P_r(d) = \frac{P_t G_t G_r \lambda^2}{(4\pi)^2 d^2 L} \quad (1.1)$$

où  $P_t$  et  $P_r$  sont les puissances au transmetteur et au récepteur,  $G_t$  et  $G_r$  sont les gains d'antenne au transmetteur et au récepteur,  $\lambda$  la longueur d'onde,  $d$  la distance de séparation entre le transmetteur et le récepteur (m) et  $L$  est le facteur de perte du système. On note dans ce modèle que la puissance reçue décroît avec  $1/d^2$ . Cependant, la communication sans-fil suit rarement le modèle de Friis. En effet, comme le montre la figure

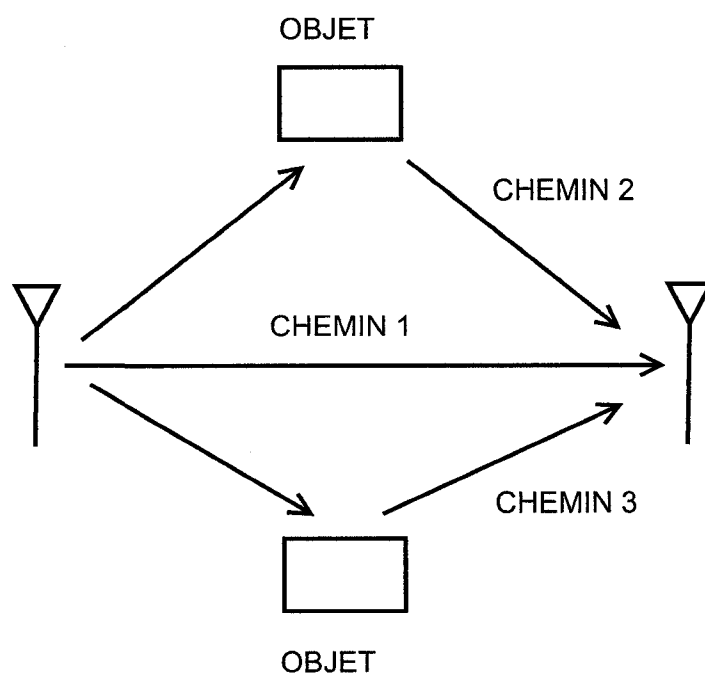


FIG. 1.2 Schéma montrant la propagation multi-chemins



1.2, plusieurs copies du signal arrivent à la destination avec des délais et des amplitudes différentes. En conséquence, avec les réflexions et les obstacles, le signal est atténué plus rapidement que dans l'espace libre. Un modèle simple mais très pratique souvent utilisé dans la planification est le modèle log-distance où la puissance s'atténue comme  $1/d^n$  où  $n$  dépend de l'environnement (Rappaport, 1996)

$$\overline{PL}(d) = \overline{PL}(d_0) \left(\frac{d}{d_0}\right)^n. \quad (1.2)$$

$$\overline{PL}_{dB}(d) = \overline{PL}_{dB}(d_0) + 10n \log\left(\frac{d}{d_0}\right) \quad (1.3)$$

où  $n$  est l'exposant d'atténuation,  $d_0$  est la distance de référence et  $\overline{PL}(d_0)$  est l'atténuation moyenne mesurée à la distance  $d_0$ . L'exposant d'atténuation  $n$  dépend de l'environnement. En effet, pour un milieu urbain on choisit  $n$  compris entre 2.7 et 3.5 (Rappaport, 1996).

En réalité, la modélisation des évanouissements macroscopiques devient rapidement très complexe et plusieurs modèles existent dans la littérature. Pour plus d'informations sur le sujet, le lecteur peut se référer à (Rappaport, 1996) qui décrit aussi le modèle d'ombrage log-normal avec une atténuation supplémentaire aléatoire et les modèles de Okumura, Hata, etc...

Les constantes de temps et d'espaces associées avec ces évanouissements sont très longues, de l'ordre de plusieurs secondes ou minutes, de centaines de mètres et de centaines de MHz (Frigon, 2008; Tse, 2005). En conséquence, l'étude des évanouissements à grande échelle est importante pour la planification des cellules mais moins dans le design des systèmes de communications sans-fil (Frigon, 2008; Tse, 2005).

### 1.2.2 Évanouissements à petite échelle

Les évanouissements à petite échelle correspondent aux fluctuations rapides du signal et sont causés par les interférences constructives et destructives au récepteur créées par les signaux provenant de plusieurs réflexions. En effet, chaque version du signal reçu a une amplitude, une phase et un délai différents. En conséquence, la combinaison de ces chemins au récepteur aura un effet sur la qualité du signal reçu. Les signaux provenant de plusieurs réflexions qui se combinent constructivement ou destructivement au récepteur créent ce qu'on appelle des évanouissements multi-trajet ou *multipath fading*. Les variations dans l'amplitude du signal se produisent pour des déplacements de l'ordre de grandeur de la longueur d'onde, environ 0.33 m à 900 MHz ou 12 ms à 100 Km/hr à 900 MHz (Frigon, 2008; Tse, 2005). Les évanouissements à petite échelle créent de larges fluctuations autour d'une moyenne déterminée par les évanouissements à grande échelle et sont le facteur principal qui influence le design des systèmes de communication sans-fil (Frigon, 2008; Tse, 2005).

#### 1.2.2.1 L'effet Doppler

L'effet Doppler est créé lorsque l'émetteur et/ou le récepteur sont en mouvement ou lorsqu'il y a une réflexion sur une surface en mouvement (Parera, 2007; Tse, 2005). On définit le déplacement de fréquence Doppler du trajet  $i$  par

$$D_i = f_c \tau'_i(t) = f_c \frac{v}{c} \cos \theta_i \quad (1.4)$$

où  $v$  est la vitesse du mobile et  $\theta_i$  est l'angle du multi-trajet  $i$  par rapport à la direction du mouvement. En posant

$$f_m = f_c \frac{v}{c} \quad (1.5)$$

on obtient

$$D_i = f_m \cos \theta_i \quad (1.6)$$

où  $f_m$  correspond à la fréquence maximale du déplacement de fréquence de Doppler correspondant à  $\theta_i = 0$ . On voit que le découlement de Doppler est une fonction de la vitesse du mobile, de l'angle créé par le multi-trajet avec la direction du mouvement et de la fréquence du signal transmis (donc de la longueur d'onde du signal transmis). Si on suppose que  $f_c$  est la fréquence du signal transmis à la base, le signal reçu par le mobile aura alors une fréquence instantanée  $f_i$  donnée par

$$f_i = f_c - \frac{v \cos \theta_i}{\lambda_c} \quad (1.7)$$

où  $\lambda_c$  est la longueur d'onde du signal transmis.

### 1.2.3 Le bruit

Une autre cause importante de la dégradation du signal transmis est le bruit. En effet, le bruit est présent dans les systèmes de communications (guidés ou non-guidés) et son effet peut être diminué en augmentant la puissance de transmission ou en utilisant des techniques de codage. Les sources principales de bruit dans les communications sans-fil sont les interférences causées par les autres usagers (par exemple dans les systèmes CDMA) et le bruit thermique causé par les composantes et les matériaux utilisés pour l'implémentation du système de communication (par exemple les résistances). On modélise souvent le bruit par un bruit blanc Gaussien qui est un processus aléatoire ayant un spectre de densité de puissance constant (Haccoun, 2007b; Proakis, 2001). On a donc pour n'importe quelle fréquence  $f$  et pour n'importe quelle interval de temps  $\tau$

$$S_X(f) = K \quad (1.8)$$

et

$$R_X(\tau) = K\delta(\tau) \quad (1.9)$$

où  $S_X(f)$  est le spectre de densité de puissance et  $R_X(\tau)$  est la fonction de corrélation de la variable aléatoire  $X$  Gaussienne de moyenne nulle et de variance  $N_0/2$ . L'équation (1.9) implique que  $E[X(t)X(t + \tau)] = 0$  pour  $\tau \neq 0$ . En conséquence, il n'y a pas de corrélation entre deux valeurs  $X(t_1)$  et  $X(t_2)$ , ce qui est très utile en télécommunications puisque cela signifie que le bruit affecte chaque symbole du message transmis indépendamment. Cependant, on peut noter de l'équation (1.9) que pour  $\tau = 0$ , la puissance quadratique moyenne est infinie. Ce modèle n'est donc pas réaliste car il suppose une puissance infinie pour le bruit. Cependant, ce modèle est valide si la largeur de bande du système est plus petite que celle du bruit, ce qui sera le cas dans notre étude. Dans la suite de notre mémoire, on considère pour le modèle en bande de base un bruit AWGN, c'est-à-dire blanc, de moyenne nulle, de variance  $N_0$ , circulaire, symétrique et Gaussien. En effet, il s'agit du modèle ZMCSCG (*Zero Mean Circularly Symmetric Complex Gaussian*) où une variable  $Z = X + jY$  est ZMCSCG si  $X$  et  $Y$  sont des variables aléatoires Gaussiennes réelles, indépendantes, de moyennes nulles et de même variance (Tse, 2005).

Pour le modèle en bande de base discret variant dans le temps, on a donc

$$w[m] \sim \mathcal{N}(0, N_0/2) + j\mathcal{N}(0, N_0/2) \sim \mathcal{CN}(0, N_0). \quad (1.10)$$

tel que  $w[m]$  soit un bruit gaussien blanc, de moyenne nulle, circulaires et symétriques à l'instant  $m$ .

### 1.3 La sélectivité et la classification des canaux

On cherche à expliquer dans cette section les facteurs qui permettent de classer les canaux à évanouissements. En effet, les canaux à évanouissements sont classés en quatre catégories :

- Flat Fast Fading (canal plat en fréquence qui varie vite dans le temps)
- Flat Slow Fading (canal plat en fréquence qui varie lentement dans le temps)
- Frequency Selective Fast Fading (canal sélectif en fréquence qui varie vite dans le temps)
- Frequency Selective Slow Fading (canal sélectif en fréquence qui varie lentement dans le temps)

#### 1.3.1 Étalement Doppler

Nous avons vu dans la partie précédente que les évanouissements causés par les réflexions, et le mouvement de l'émetteur et/ou du récepteur peuvent changer la fréquence du signal. En effet, ce phénomène est connu sous le nom de l'effet Doppler. La nouvelle fréquence  $f$  du signal est bornée par :  $f_c - f_{max} \leq f \leq f_c + f_{max}$ , où  $f_{max}$  est la fréquence Doppler et où  $f_c$  est la fréquence du signal transmis (Parera, 2007; Tse, 2005). De cet effet Doppler, on définit un paramètre important  $T_c$ , qu'on appelle temps de cohérence. On définit l'étalement Doppler du multi-trajet  $i$  par (Tse, 2005)

$$D_s = \max_{i,j} f_c | \tau'_i(t) - \tau'_j(t) | \quad (1.11)$$

où  $\tau'_i(t)$  est défini par (1.4). Le temps de cohérence  $T_c$  nous permet de mesurer la vitesse avec laquelle le canal change dans le temps. Supposons que la durée d'un signal à transmettre soit  $T$ . Si  $T \gg T_c$ , on dit que le canal est à évanouissements sélectifs en temps (fast fading), sinon on parlera d'un canal qui varie lentement où les évanouissements

sont plats (slow fading). Dans le cas d'un canal qui varie rapidement dans le temps (fast fading), les symboles d'un mot de code peuvent être transmis sur plusieurs périodes de cohérence. En conséquence, les symboles d'un mot de code subissent des canaux indépendants. Dans le cas où le canal varie lentement dans le temps (slow fading), tous les symboles d'un mot de code sont transmis sur une période largement inférieure à la période de cohérence. En conséquence, les symboles d'un mot de code subissent le même canal (Frigon, 2008). En général, il est difficile de définir le temps de cohérence. Une bonne approximation est donnée par (Tse, 2005)

$$T_c = \frac{1}{D_s} = \frac{c}{f_c v} = \frac{\lambda_c}{v} \quad (1.12)$$

### 1.3.2 Étalement des retards

Pour un environnement multi-chemins, le récepteur reçoit plusieurs versions du signal avec des délais et des amplitudes différentes. On définit la valeur efficace ou rms de l'étalement de retard d'un canal par (Rappaport, 1996)

$$\tau_{rms} = \sqrt{\tau^2 - \bar{\tau}^2} \quad (1.13)$$

tel que

$$\bar{\tau}^n = \frac{\sum_i |a_i|^2 \tau_i^n}{\sum_i |a_i|^2} \quad (1.14)$$

où  $a_i$  et  $\tau_i$  sont le gain et le délai associés au trajet  $i$ . L'étalement des retards cause des évanouissements qui varient dans le domaine fréquentiel et on définit la bande de cohérence par (Rappaport, 1996) :

$$W_c = \frac{1}{2\tau_{rms}} \quad (1.15)$$

Si on considère deux signaux de fréquences  $f_1$  et  $f_2$  qui se propagent dans un milieu riche en réflexions, c'est-à-dire un canal multi chemins, les évanouissements à chaque fréquence deviennent moins corrélés, c'est-à-dire plus indépendants, lorsque l'écart  $|f_1 - f_2|$  augmente. La bande de cohérence  $W_c$  donne une borne de cet écart à partir duquel les évanouissements à chaque fréquence sont considérés comme indépendants. Si un signal à une largeur de bande  $W \ll W_c$  alors la réponse fréquentielle ne change pas significativement dans la bande du signal. On dit alors que le canal est plat en fréquence (*flat fading channel*), c'est-à-dire que le canal a un seul *tap*. Par contre, si un signal à une largeur de bande  $W > W_c$  alors la réponse fréquentielle change significativement dans la bande du signal. On dit alors que le canal est sélectif en fréquence (*frequency selective channel*) c'est-à-dire que le canal a plusieurs taps.

Cependant, il est possible de décomposer n'importe quel signal de largeur de bande  $W > W_c$ , en  $V$  signaux de largeur de bande  $W_0$ , tels que  $W_0 < W_c$  et  $W = VW_0$ . Cette technique connue sous le nom de OFDM (*Orthogonal Frequency Division Multiplexing*) permet de ramener un canal sélectif en fréquence en  $N$  canaux parallèles à bande étroite, donc plats en fréquences. En conséquence, il est toujours possible de se ramener à un canal plat en fréquence (*flat fading*).

## 1.4 Modélisation statistique

### 1.4.1 Le canal Gaussien

Le canal Gaussien est utilisé dans le cas de communications en ligne directe entre l'émetteur et le récepteur. Un exemple de ce type de communication est la communication satellite ou les systèmes de contrôle sans-fil qui utilisent des liens de transmissions infrarouge (télévision, systèmes de son, etc...).

Le modèle en bande de base discret variant dans le temps est donné par

$$y[m] = x[m] + w[m] \quad (1.16)$$

tel que  $x[m]$  est le symbole transmis à l'instant  $m$  et  $w[m]$  est le bruit AWGN qui est une variable aléatoire ZMCCSG de variance  $N_0$ .

#### 1.4.2 Le canal à évanouissements de Rayleigh

Dans ce type de canal, on considère un milieu riche en réflexions. En conséquence, le récepteur reçoit différentes versions du signal transmis avec des gains et des délais différents. Le modèle complet en bande de base discret variant dans le temps est donné par

$$y[m] = \sum_l h_l[m] x[m-l] + w[m] \quad (1.17)$$

où  $h_l$  est le gain complexe du  $l^{ieme}$  tap du canal discret.

Dans le cas spécial d'un canal avec un seul tap, c'est-à-dire plat en fréquence (flat fading), on peut écrire

$$y[m] = h[m] x[m] + w[m] \quad (1.18)$$

On a vu dans la section précédente qu'on peut toujours se ramener à un canal plat en fréquence grâce à la technique de décomposition en bandes de fréquence (OFDM). En conséquence, on se concentre dans notre mémoire sur le canal plat en fréquence.

Pour le modèle de Rayleigh, on suppose qu'il y a un grand nombre de multi-trajets indépendants qui contribuent à un tap. Chaque multi-trajet a une phase uniformément distribuée entre 0 et  $2\pi$  (car la distance d'un multi-trajet est beaucoup plus grande que la longueur d'onde) (Frigon, 2008; Tse, 2005). À partir du théorème central limite on



obtient que

$$h_l[m] = \mathcal{N}(0, \sigma_l^2/2) + j\mathcal{N}(0, \sigma_l^2/2) \sim \mathcal{CN}(0, \sigma_l^2) \quad (1.19)$$

où  $\sigma_l^2 = E\{h_l^*[m]h_l[m]\}$ .

L'enveloppe du signal reçu a une fonction de répartition qui suit la loi de Rayleigh :

$$f(x) = \frac{2x}{\Omega} \exp\left(-\frac{x^2}{\Omega}\right) u(x) \quad (1.20)$$

où  $\Omega$  est la puissance moyenne reçue et  $u(x)$  est la fonction échelon unitaire (pour  $x \geq 0$ ,  $u(x) = 1$  et pour  $x \leq 0$ ,  $u(x) = 0$ ).

Dans le cas où il existe un trajet en ligne direct (LOS :line-of-sight) en plus des multiples réflexions, on a :

$$h_l[m] = \sqrt{\frac{U}{U+1}} \sigma_l e^{j\theta} + \sqrt{\frac{1}{U+1}} \mathcal{CN}(0, \sigma_l^2) \quad (1.21)$$

où  $U$  est le facteur de Rice représentant la fraction de l'énergie entre le LOS et les réflexions, et  $\theta$  est une variable aléatoire uniformément distribuée entre 0 et  $2\pi$ .

La fonction de répartition de l'enveloppe suit une loi de Rice exprimée par :

$$f(x) = \frac{2x(U+1)}{\Omega} e^{(-U - \frac{(U+1)x^2}{\Omega})} I_0\left(2x\sqrt{\frac{U(U+1)}{\Omega}}\right) u(x) \quad (1.22)$$

où  $I_0$  est la fonction de Bessel de première espèce, d'ordre zéro (Paulraj, 2003) :

$$I_0(x) = \frac{1}{2\pi} \int_0^{2\pi} \exp(x \cos \theta) d\theta \quad (1.23)$$

## 1.5 La diversité

Les mauvaises performances d'un canal de Rayleigh sont dues à la probabilité élevée d'avoir un évanouissement profond. Afin de combattre les évanouissements profonds et d'augmenter la fiabilité du système, les techniques de diversité permettent de recevoir plusieurs copies de l'information ayant subies des trajets avec des évanouissements indépendants. En conséquence, si un des trajets n'est pas en évanouissement profond, l'information est reçue correctement. La diversité est indispensable pour assurer une communication fiable surtout pour les communications sans-fil. On verra que la diversité peut être exploitée selon plusieurs dimensions : temps, fréquence et espace.

### 1.5.1 Comparaison entre les performances d'un canal AWGN et d'un canal de Rayleigh

Afin d'avoir une idée des mauvaises performances d'un canal sans-fil de type *flat fading*, on compare les performances d'un canal AWGN à un canal de Rayleigh.

Pour une modulation BPSK, c'est-à-dire lorsque le symbole transmis est donné par  $x = +a$  ou  $x = -a$ , la probabilité d'erreur d'un canal Gaussien est donnée par (Tse, 2005)

$$p_e = Q\left(\frac{a}{\sqrt{N_0/2}}\right) = Q(\sqrt{2SNR}) \quad (1.24)$$

tel que  $SNR = a^2/N_0$ .

Pour simplifier la notation, on ne fera plus figurer l'instant  $m$  de l'équation (1.16). Donc pour un canal AWGN, le signal reçu est  $y = x + w$ , avec  $w \sim \mathcal{CN}(0, N_0)$ .

Pour un canal de Rayleigh plat on a :  $y = hx + w$  tel que  $h \sim \mathcal{CN}(0, 1)$  (en supposant qu'on normalise les gains du canal pour avoir  $E[|h|^2] = 1$ ). En supposant une modu-

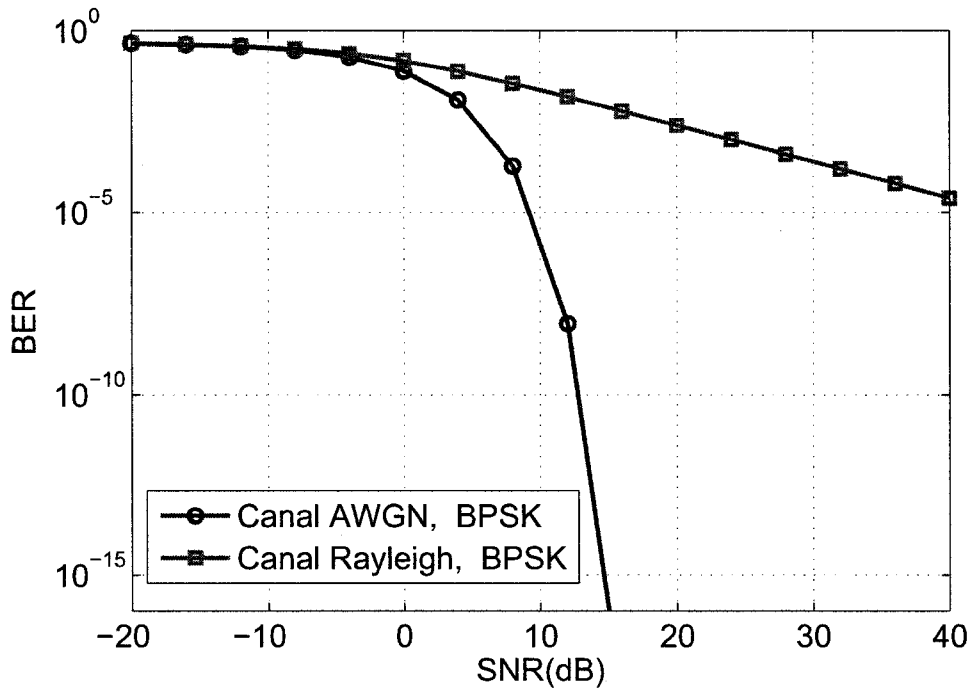


FIG. 1.3 Comparaison entre les performances d'erreur d'un canal AWGN avec une modulation BPSK et un canal Rayleigh avec une modulation BPSK et une détection cohérente.

lation BPSK avec une connaissance des statistiques du canal au récepteur, c'est-à-dire avec une détection cohérente, on peut prendre une décision sur  $x$  en utilisant la statistique suffisante :  $r = \mathcal{R}\{(h/|h|)^*y\} = |h|x + w$  où  $w \sim \mathcal{N}(0, N_0/2)$ . La probabilité d'erreur qu'on moyenne sur le gain aléatoire  $h$  est donnée par (Tse, 2005) :

$$p_e = \frac{1}{2} \left( 1 - \sqrt{\frac{SNR}{1 + SNR}} \right) \quad (1.25)$$

La figure 1.3 compare les performances d'un canal AWGN et un canal de Rayleigh en supposant une modulation BPSK et une détection cohérente. On remarque que la probabilité d'erreur d'un canal AWGN décroît exponentiellement avec le SNR alors que la probabilité d'erreur d'un canal de Rayleigh à une décroissance inversement proportion-

nelle au SNR. En effet, on remarque que la probabilité d'erreur ne change pas beaucoup (surtout à haut SNR) en augmentant la puissance, alors qu'elle décroît très vite et tend asymptotiquement vers 0 pour un canal AWGN.

On peut démontrer qu'à haut SNR, les erreurs de transmissions sont dues le plus souvent aux évanouissements profonds et non pas au bruit AWGN. Dans (Tse, 2005), la probabilité d'un évanouissement profond est donnée par  $\mathcal{P}\{\text{évanouissement profond}\} \approx 1/SNR$ . Le point fondamental à retenir est que les erreurs typiques se produisent parce que le canal est dans un évanouissement profond plutôt que parce que le bruit est élevé.

### 1.5.2 L'effet de la diversité sur les performances

Le problème fondamental du canal de Rayleigh est que la performance dépend d'un seul trajet. En effet, si le canal est en évanouissement profond, le récepteur recevra le message avec un taux d'erreur élevé. Une manière très efficace de combattre les effets des évanouissements est d'utiliser le concept de la diversité. Le principe de la diversité repose sur la réception de plusieurs copies de l'information ayant traversées des chemins avec des évanouissement indépendants. En conséquence, si un des trajets n'est pas en évanouissement profond, l'information sera reçue avec une grande probabilité correctement (Frigon, 2008; Tse, 2005).

Différentes formes de diversité permettent d'obtenir des copies indépendantes du signal :

- Temporelle : Cette forme de diversité est souvent associée à l'entrelacement et au codage de canal. En effet, entrelacer les symboles d'un mot de code sur différentes périodes de cohérence temporel permet d'obtenir des évanouissements indépendants. Cependant, les contraintes de temps pour un trop grand temps de cohérence peuvent empêcher la diversité temporelle.
- Fréquentielle : Les symboles sont transmis sur plusieurs fréquences afin d'obtenir des

évanouissements indépendants. Noter que le canal doit être sélectif en fréquence pour extraire la diversité fréquentielle.

- Spatiale : L'utilisation de plusieurs antennes au transmetteur et/ou récepteur permet d'obtenir des trajets avec des évanouissements indépendants. Noter que les antennes doivent être suffisamment séparées afin de créer des trajets d'évanouissements indépendants et donc d'obtenir la diversité. La distance requise entre les antennes dépend de l'environnement et de la longueur d'onde du signal transmis.
- Macro-diversité : Cette forme de diversité peut être exploitée lorsque le signal d'un mobile est reçu par plusieurs stations de base ou pour des réseaux coopératifs.

La technique la plus simple pour obtenir la diversité est d'utiliser un *code de répétition*, c'est-à-dire de transmettre le même symbole par des chemins d'évanouissements indépendants. En forme vectorielle, on peut écrire :

$$\mathbf{y} = \mathbf{h}x + \mathbf{w} \quad (1.26)$$

tel que  $\mathbf{y} = [y_1, \dots, y_L]^t$  sont les signaux reçus par les  $L$  branches de diversité ( $L$  copies du signal ayant traversé  $L$  canaux indépendants),  $\mathbf{h} = [h_1, \dots, h_L]^t$  sont les gains d'évanouissements indépendants et  $\mathbf{w} = [w_1, \dots, w_L]^t$  représente le bruit associé à chaque canal. Noter qu'on peut supposer que les coefficients  $h$  sont indépendants si on suppose que le mot de code transmis est passé par un entrelaceur ou qu'il existe plusieurs antennes au récepteur qui sont suffisamment séparées.

En supposant une détection cohérente, la structure du récepteur est un filtre adapté qu'on appelle *maximal ratio combiner* (MRC). Le filtre MRC effectue une pondération du signal reçu par chaque branche en proportion à la puissance du signal dans chacune des branches et aligne les phases des signaux dans la sommation afin de maximiser le SNR de sortie (Tse, 2005). La variable de décision qui permet d'estimer le symbole transmis

$x$  est donnée par :

$$r = \sum_{i=1}^L h_i^* y_i = x \sum_{i=1}^L |h_i|^2 + \sum_{i=1}^L h_i^* w_i \quad (1.27)$$

Noter que le filtre MRC maximise le SNR de sortie. En effet, le SNR de sortie est égal à la somme des SNR des branches de diversité individuelles.

La probabilité d'erreur moyenne (moyenne sur les statistiques de  $\mathbf{h}$ ) est donnée par (Tse, 2005)

$$p_e = \left( \frac{1-\mu}{2} \right)^L \sum_{l=0}^{L-1} C_{L-1+l} \left( \frac{1+\mu}{2} \right)^l \quad (1.28)$$

tel que  $\mu = \sqrt{\frac{SNR}{SNR+1}}$ . On remarque en analysant les courbes des performances d'erreurs de la figure 1.4 que les courbes ont une pente de  $-L$  au lieu d'avoir une pente de  $-1$ . En effet, la probabilité d'erreur à haut SNR est donnée par (Tse, 2005) :

$$p_e = C_L^{2L-1} \frac{1}{(4SNR)^L} \quad (1.29)$$

Noter que l'exposant  $-L$  du SNR représente  $L$  branches de diversité. En répétant l'information sur différentes branches ou différents canaux d'évanouissements indépendants, la probabilité d'erreur se comporte à haut SNR comme

$$p_e \approx C SNR^{-L} \quad (1.30)$$

où  $C$  est une constante qu'on peut augmenter en utilisant par exemple des techniques de codage.

## 1.6 Les systèmes SIMO, MISO et MIMO

Malgré la diversité maximale atteinte par la répétition, cette technique de transmission n'utilise pas judicieusement les degrés de liberté puisqu'un même symbole est transmis sur  $L$  périodes. En effet, les degrés de liberté d'un système représentent les dimensions

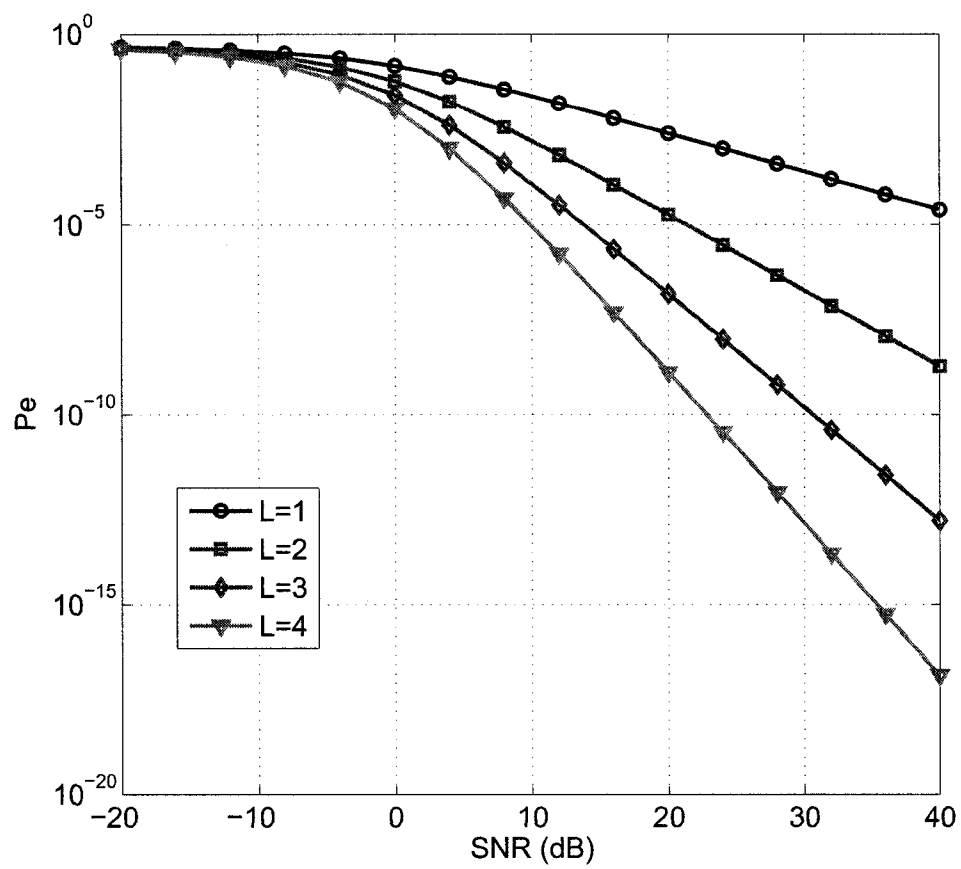


FIG. 1.4 Probabilité d'erreur moyenne en fonction du SNR pour différentes valeurs  $L$  de branches de diversité

dans lesquelles des informations indépendantes peuvent être transmises. Pour un signal continu  $x(t)$  de largeur de bande  $W$  et de durée 1 seconde, on peut transmettre  $W$  symboles indépendants ( $W$  échantillons par seconde) (Tse, 2005; Frigon, 2008). On dira donc que le signal  $x(t)$  a  $W$  degrés de liberté par seconde. Notez que le signal reçu a aussi une largeur de bande  $W$  (si on néglige l'effet Doppler) et a aussi  $W$  degrés de liberté par seconde. Du point de vue d'un canal, le nombre de dimensions du signal reçu indique le nombre de signaux différents qui peuvent être détectés au récepteur. En conséquence, le nombre de degrés de liberté d'un canal est défini comme le nombre de dimensions du signal reçu (Tse, 2005; Frigon, 2008).

La diversité spatiale permet d'utiliser plusieurs antennes au transmetteur et/ou au récepteur afin d'obtenir des trajets avec des évanouissements indépendants. On distingue les trois systèmes suivants pour créer de la diversité spatiale :

- SIMO : Ce système est composé d'une antenne de transmission et de plusieurs antennes de réception. On parle donc de diversité à la réception. Ce système aboutit à la même diversité que la diversité temporelle avec un codage de répétition sauf qu'on profite en plus d'un gain de puissance. La puissance du signal reçu augmente linéairement avec  $L$  ; doubler par exemple  $L$  aboutit donc à un gain de puissance de 3 dB. Pour 1 antenne de transmission et  $n_r$  antennes de réception, la diversité maximale qu'on peut atteindre est égale à  $n_r$ .
- MISO : Ce système est composé de plusieurs antennes de transmission et d'une antenne de réception. Ce genre de système présente un défi car il est impossible d'extraire un gain de diversité en transmettant le même symbole au même moment par les deux antennes. En effet, les signaux au récepteur ne s'ajoutent pas d'une manière cohérente au récepteur contrairement au filtre MRC. Cependant, si on suppose que les statistiques du canal sont connues au transmetteur, on peut envoyer le vecteur  $\mathbf{x} = x \frac{\mathbf{h}^*}{\|\mathbf{h}\|}$  ce qui maximise le SNR en alignant le signal transmis avec le canal, c'est ce qu'on appelle *transmit beamforming* (Frigon, 2008; Tse, 2005). En conséquence,



le problème se réduit au même problème scalaire de la diversité de réception.

Dans le cas où les statistiques du canal ne sont pas connues au transmetteur, on peut utiliser un code de répétition temporel, c'est-à-dire qu'on peut transmettre un symbole par chaque antenne à des instants différents. Cette technique de transmission donne le gain de diversité maximal mais est inefficace car elle n'utilise pas judicieusement les degrés de liberté du canal. En effet, à chaque instant, seulement une antenne est active et le même symbole est transmis par les  $L$  antennes pendant  $L$  symboles de temps. L'utilisation de codage de canal avec cette technique de transmission offre un gain de codage en plus d'un gain de diversité ce qui améliore le coefficient  $C$  dans l'équation (1.30).

Afin d'exploiter plus judicieusement les degrés de liberté du canal, les codes spatio-temporels ont été conçus. Une technique très efficace et très simple est le codage d'Alamouti (Alamouti, 1998) qui atteint le gain de diversité maximal et qui double le taux de transmission du codage par répétition (deux symboles différents transmis sur deux intervalles de temps contre un symbole transmis sur deux intervalles de temps pour le codage de répétition). Beaucoup d'autres travaux de recherche ont été effectués pour déterminer des codes spatio-temporels. On classifie aujourd'hui les codes spatio-temporels en STBC (Space-Time Block Coding) qui utilise des codes en blocs et qui sont simples (exemple le code d'Alamouti) et en STTC (Space-Time Trellis Coding) qui utilise la structure du codeur convolutionnel, qui est plus complexe que le STBC mais présente des meilleures performances (Tarokh, 1998).

Noter que pour  $n_t$  antennes de transmission et pour une antenne de réception, le gain de diversité maximal est de  $n_t$ .

- MIMO : Ce système est composé de plusieurs antennes de transmission et de plusieurs antennes de réception. Pour  $n_t$  antennes de transmissions et  $n_r$  antennes de réception, il y a  $n_t.n_r$  trajets possibles, et donc un gain de diversité maximal de  $n_t.n_r$  peut être obtenu. En plus du gain de diversité, les systèmes MIMO offrent ce qu'on appelle un gain de multiplexage obtenu grâce aux multi-trajets et aux signaux arrivant de

plusieurs directions. Par exemple pour un système MIMO 2x2, le codage de répétition permet d'atteindre un gain de diversité maximal de 4 avec un gain de multiplexage de 1/2 (par seconde par Hz) puisque le même symbole est transmis en deux périodes de temps. En appliquant le codage d'Alamouti, on obtient le gain de diversité maximal de 4 avec un gain de multiplexage de 1 (par seconde par Hz) puisque deux symboles différents (ou non corrélés) sont transmis en deux périodes de temps (Alamouti, 1998). En effet, le codage d'Alamouti est supérieur à la répétition puisque les deux antennes transmettent dans chaque période de temps alors que pour la répétition juste une seule antenne est active par période de temps.

Pour un système MIMO  $n_t$  par  $n_r$ , on appellera le gain de multiplexage maximal le nombre de degrés de liberté dans le système, égal à  $\min(n_t, n_r)$ . En effet, un système MIMO permet de créer des canaux virtuels, de transmission parallèles, et, à haut SNR, le débit de transmission de bout-en-bout augmente linéairement avec le nombre d'antennes comme l'indique l'équation suivante (Tse, 2005) :

$$C \approx \min(n_t, n_r) \log\left(\frac{SNR}{n_t}\right) + \sum_{i=1}^{n_{min}} E[\log(\lambda_i^2)] \quad (1.31)$$

L'équation (1.31) donne une approximation de la capacité ergodique à haut SNR où les  $\lambda_i$  représentent les valeurs singulières de la matrice de canal  $\mathbf{H}$ . En analysant l'équation (1.31), on remarque que la vitesse de transmission augmente linéairement à haut SNR avec  $\min(n_t, n_r)$  qui est le nombre de degrés de liberté du système.

En conséquence, un système MIMO améliore la fiabilité d'un lien et augmente le débit sans puissance ou bande passante additionnelle.

Noter qu'il existe un compromis fondamental entre le gain de diversité et le gain de multiplexage, c'est-à-dire qu'il n'est pas possible de maximiser les deux gains simultanément. Par exemple, le codage d'Alamouti atteint le gain de diversité maximal mais utilise la moitié des degrés de liberté pour le cas d'un système 2 x 2. La technique V-BLAST (Tse, 2005) permet de transmettre des symboles indépendants des différentes

TAB. 1.1 Comparaison entre le gain de diversité et des degrés de liberté du canal avec diverses techniques de transmissions pour un système MIMO 2 x 2

	Gain de diversité	Degrés de libertés par sec par Hz
Répétition	4	1/2
Alamouti	4	1
V-Blast	1	2
Canal	4	2

antennes et dans le temps. Cette technique est basée sur le multiplexage spatial puisque des informations indépendantes sont multiplexées dans l'espace. En effet, cette technique exploite tous les degrés de liberté et transmet donc plus de bits indépendants que le codage d'Alamouti. Pour un système MIMO 2 x 2, quatre symboles différents sont transmis en deux périodes de temps, donc un gain de multiplexage maximal de 2 est atteint (par seconde par Hz) avec un gain de diversité de 1 (Tse, 2005).

En supposant un système MIMO  $n_t$  par  $n_r$  et un canal d'évanouissement de Rayleigh (i.i.d.), le compromis est exprimé par la fonction en morceau donné par (Tse, 2005)

$$d(r)^* = (r, (n_t - r)(n_r - r)), r = 0, \dots, \min(n_t, n_r). \quad (1.32)$$

tel que  $d(r)^*$  est le gain de diversité et  $r$  est le gain de multiplexage. En effet, pour un gain de multiplexage  $r$ ,  $r$  antennes de transmission et  $r$  antennes de réceptions sont utilisées pour le multiplexage et les antennes restantes sont disponibles pour la diversité. Le tableau 1.1 compare le gain de diversité et de multiplexage du canal avec diverses techniques de transmissions pour un système MIMO 2 x 2 (Frigon, 2008; Tse, 2005).

Pour plus d'information sur le compromis entre la diversité et le multiplexage, on invite le lecteur à se référer à l'article pionnier (Zheng, 1998).

## 1.7 Conclusion

On a présenté dans ce chapitre les différents modules qui composent un système de communications et on s'est intéressé spécifiquement aux différents défis lors d'une communication sans-fil. La conclusion importante qu'on peut tirer est que la communication sans-fil pour un canal plat et qui varie lentement n'est pas fiable. En effet, on a vu que les performances d'un canal de Rayleigh sont largement détériorées en comparaison avec un canal AWGN, surtout à haut SNR. Cette dégradation dans les performances à haut SNR est due aux évanouissements profonds et non pas au bruit.

Afin de combattre les évanouissements profonds, la diversité permet de transmettre l'information par différents canaux d'évanouissements indépendants ce qui améliore nettement les performances.

Afin d'utiliser les degrés de liberté judicieusement, les systèmes MIMO permettent d'exploiter grâce aux codes spatio-temporels les degrés de libertés spatiales et temporels. Les bénéfices des systèmes MIMO sont tellement importants que certaines techniques de transmission comme le codage d'Alamouti sont devenues des standards du sans-fil. De plus, les systèmes MIMO ont récemment été introduits dans la norme de plusieurs systèmes commerciaux et seront utilisés dans la plupart des systèmes à haut débit dans le futur : 802.11 (WiFi) , 802.16 (WiMAX) et LTE.

## CHAPITRE 2

### LES RÉSEAUX COOPÉRATIFS

On présente dans ce chapitre les notions de bases et les différents protocoles qui permettent de créer de la diversité spatiale grâce à la communication coopérative. En effet, la diversité de transmission nécessite plus d'une antenne au transmetteur. Cependant, beaucoup d'appareils sans-fil ont des contraintes de taille physique, de matériel et de puissance et ne peuvent donc pas supporter plus d'une seule antenne. Afin de résoudre ce problème, la communication coopérative permet aux usagers ayant une seule antenne de partager leurs antennes dans un réseau sans-fil afin de créer un réseau d'antennes virtuelle et donc de bénéficier de la diversité spatiale.

#### 2.1 Les motivations d'un réseau coopératif

On a vu dans le chapitre précédent les avantages des systèmes MIMO qui se reflètent en une meilleure qualité de service et des plus grandes vitesses de transmissions. En effet, les bénéfices des systèmes MIMO sont tellement importants que certaines techniques de diversité de transmission comme le codage d'Alamouti (Alamouti, 1998) sont devenues des standards du sans-fil. Bien que la diversité de transmission ait beaucoup d'avantages, il n'est pas toujours possible d'équiper les terminaux de plusieurs antennes. Dans le cas d'une station de base dans un réseau cellulaire, la diversité est clairement avantageuse car on n'a pas de contraintes de puissance ou de taille physique. Cependant, les usagers dans un réseau ne peuvent pas toujours être équipés de plusieurs antennes. Une des premières raisons auxquelles on peut penser est le problème de taille physique. En effet, afin de pouvoir profiter du gain de diversité, il faut que les antennes soient séparées dans

un appareil d'au moins  $\lambda/2$  où  $\lambda$  est la longueur d'onde du signal (Tse, 2005). Notez que pour le cas de stations de base, la séparation d'antennes est entre 12 à 18  $\lambda$  (Tse, 2005). Si on prend par exemple un système WCDMA avec une fréquence micro-onde de 2 GHz, la longueur d'onde est de  $\lambda = 15$  cm, il n'est donc pas possible d'intégrer plus d'une antenne sur un cellulaire. D'autres limitations auxquelles on peut penser sont les contraintes de puissance et de matériel. Si on prend l'exemple d'un réseau de capteurs (sensor network), certains nœuds ont la taille d'un grain de sable. En conséquence, les contraintes de puissance, de matériel, et de taille physique deviennent très importantes. Un autre problème auquel on peut penser est celui du prix. En effet, avoir plus d'une antenne sur un appareil nécessite plus de matériel et plus de traitement ce qui rend les appareils plus chers. Notez qu'afin de commercialiser un produit à grande échelle, il est important que le prix soit raisonnable. En conséquence, l'ajout de plusieurs antennes sur des appareils risque d'augmenter significativement le prix des appareils, ce qui pourrait rendre leur commercialisation difficile. Une autre limitation du MIMO est le manque de connectivité causé par exemple par l'ombrage, où l'atténuation du signal est trop élevée pour atteindre la destination.

Afin de répondre aux limitations des systèmes MIMO, une nouvelle classe de technique connue sous le nom de *communication coopérative* permet à des mobiles ayant une seule antenne de s'approcher des performances des systèmes MIMO grâce à la coopération. L'idée de base de la communication coopérative est pour des usagers ayant une seule antenne de partager leurs antennes dans un réseau afin de créer un réseau d'antennes virtuelles. Cette technique permet donc aux usagers de bénéficier de la diversité spatiale en transmettant des signaux de différents endroits géographiques (macro-diversité). En conséquence, chaque signal est transmis dans un canal d'évanouissement indépendant ce qui permet une meilleure détection au récepteur. La figure 2.1 montre l'idée de base de la coopération entre usagers. Chaque usager est équipé d'une seule antenne et ne peut pas générer de la diversité spatiale par lui-même. Cependant, il est possible pour un autre

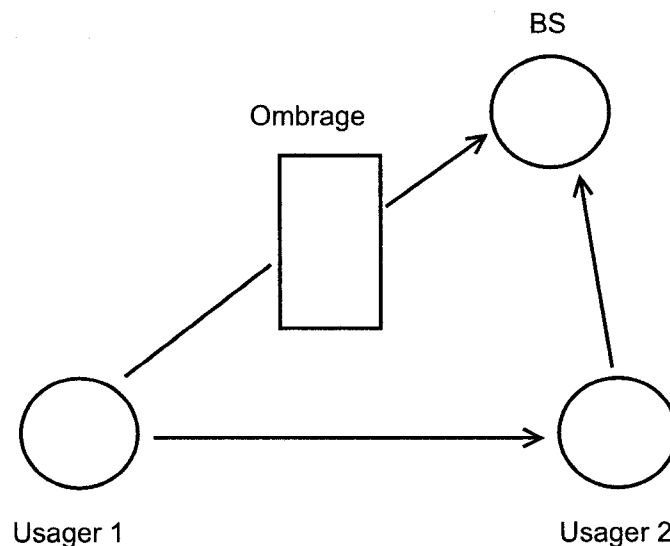


FIG. 2.1 L'idée de base de la coopération

usager (usager 2 dans la figure 2.1) de détecter la transmission de l'utilisateur 1 et de relayer son information vers la destination. Puisque les chemins vers la station de base des deux usagers sont indépendants, de la diversité spatiale est produite.

Les récents développements dans le domaine de la communication coopérative supposent que chaque usager dans un réseau sans-fil est à la fois une source d'information et un relais (figure 2.2). Certains pourraient supposer que la coopération représente un sacrifice pour chaque usager, car chaque usager consomme sa puissance et utilise sa largeur de bande pour relayer l'information de son partenaire. Cependant, un gain de diversité est créé, ce qui permet d'atteindre les mêmes performances que la non coopération avec moins de puissance. De plus, un usager ayant un mauvais canal aurait besoin de plusieurs transmissions avant que son message soit reçu correctement par la destination. En conséquence, ses dépenses de puissance deviennent élevées avec diminution de son débit. Les articles pionniers dans la communication coopérative (Sendonaris, 2003; Laneman, 2001; Hunter, 2006a) démontrent que cette technique bénéficie toujours aux

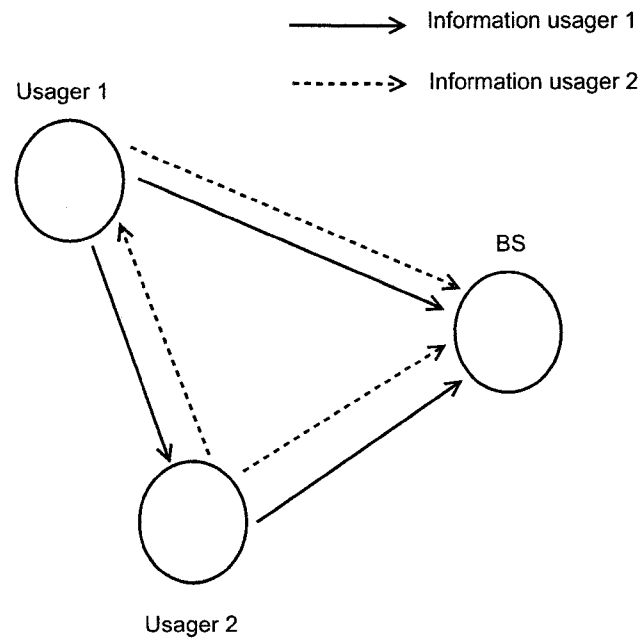


FIG. 2.2 Communication coopérative où chaque usager est à la fois source et relais deux usagers à long terme .

## 2.2 Modélisation du système

### 2.2.1 Transmission orthogonale *half-duplex*

Dans ce chapitre et le reste du mémoire, on considère un canal plat en fréquence qui varie lentement (*flat and slow fading*) avec du bruit AWGN. Afin d'éviter les problèmes d'interférences au récepteur, on divise la largeur de bande en canaux orthogonaux (fréquentiels ou temporels) et on assigne ces canaux aux usagers. En conséquence, chaque usager transmet dans son propre canal orthogonal à tous les autres.

Pour n'importe quel protocole de coopération, les usagers doivent être capables de traiter



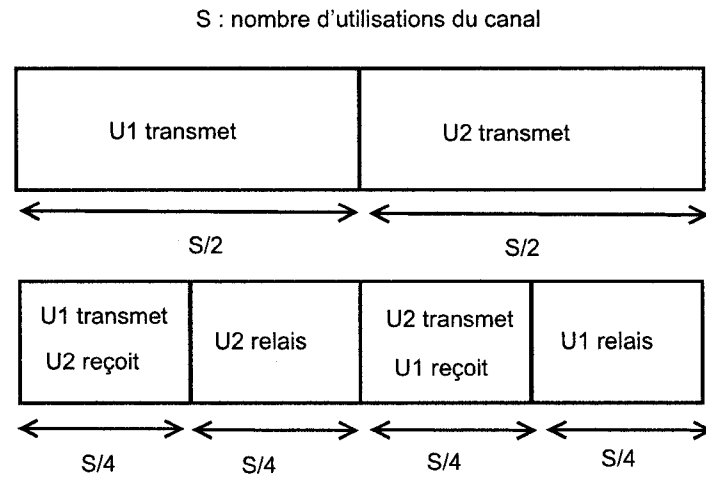


FIG. 2.3 Comparaison entre une transmission orthogonale directe et une transmission orthogonale coopérative

les signaux qu'ils reçoivent des partenaires. Cependant, les limitations technologiques ne permettent pas aux usagers d'opérer en *full duplex*, c'est-à-dire de transmettre et de recevoir en même temps et sur la même bande fréquence. En effet, à cause des atténuations sévères causées par les évanouissements, le signal transmis est typiquement 100 à 150 dB au dessus du signal reçu (Laneman, 2001). De plus, le niveau d'isolation des couples n'est pas assez élevé pour protéger le signal reçu (faible) du signal transmis. En conséquence, on considère une opération *half duplex*. La figure 2.3 inspirée de (Laneman, 2001) compare l'allocation des canaux en supposant une division orthogonale du canal dans le temps, entre une transmission directe non coopérative et une transmission orthogonale coopérative. Noter que cette allocation s'applique pour les cas où le relais transmet le même nombre de symboles que son partenaire. La figure 2.3 considère deux usagers U1 et U2 qui transmettent à une destination commune. Notez que la transmission de l'information se fait en deux intervalles de temps. Dans le premier intervalle, la destination reçoit  $S/2$  symboles pour l'utilisateur 1 (U1) et dans le deuxième intervalle, la destination reçoit  $S/2$  symboles pour l'utilisateur 2 (U2). Lorsque les usagers ne coopèrent pas, chaque usager transmet ses propres  $S/2$  symboles. Dans le cas coopératif, l'utilisateur

transmet dans la première phase de coopération  $S/4$  symboles pour lui-même à la destination (qui sont aussi reçus par le relais) et le relais lui transmet dans la deuxième phase de coopération  $S/4$  symboles. En conséquence, la destination reçoit  $S$  symboles après les deux intervalles de temps ( $S/2$  symboles pour l'utilisateur 1 et  $S/2$  symboles pour l'utilisateur 2). Noter que chaque intervalle de temps est composé de deux phases de coopération, la première phase où l'utilisateur transmet son information et la deuxième phase où le relais transmet l'information de son partenaire (figure 2.3). On appelle donc  $S$  le nombre d'utilisations du canal après les deux intervalles de temps ou le nombre de symboles reçu à la destination après les deux intervalles de temps.

### 2.2.2 Modélisation du canal

On présente dans cette section le modèle de base d'un réseau coopératif en supposant qu'un usager  $s \in \{1, 2\}$  coopère à l'aide d'un relais  $r \in \{1, 2\}$  pour transmettre vers la destination  $d = 3$  (par exemple la station de base) au temps  $m$ . On suppose aussi que le relais répète la même information de son partenaire à la destination.

On présente ci-dessous le modèle discret en bande de base en supposant  $S$  utilisations du canal, c'est à dire que la destination reçoit  $S$  symboles après les deux intervalles de temps. Pour une transmission directe, chaque usager transmet  $S/2$  symboles pour lui-même, on a donc

$$y_{s,d}[m] = h_{s,d}[m]x_s[m] + w_d[m] \quad (2.1)$$

tel que  $y_{s,d}[m]$  est le message reçu à la destination à l'instant  $m$  (transmis par la source),  $x_s[m]$  le message transmis par la source à l'instant  $m$ ,  $h_{s,d}$  le gain complexe du canal entre la source et la destination, et  $w_d[m]$  est le bruit AWGN à l'instant  $m$ . Noter que l'équation (2.1) qui décrit un lien direct est semblable à l'équation (1.18) du chapitre 1. Pour les instants  $m = 1, \dots, S/2$ , usager 1 ( $s = 1$ ) transmet vers la destination

et usager 2 ( $s = 2$ ) transmet son information pour les instants  $m = S/2 + 1, \dots, S$ . On remarque qu'en considérant une transmission orthogonale, chaque usager utilise la moitié des degrés de libertés du canal.

Pour le cas de la coopération, on modélise le canal durant la première phase de coopération par

$$y_{s,r}[m] = h_{s,r}[m]x_s[m] + w_r[m] \quad (2.2)$$

$$y_{s,d}[m] = h_{s,d}[m]x_s[m] + w_d[m] \quad (2.3)$$

tel que  $s = 1, r = 2$ ,  $y_{s,d}[m]$  et  $y_{s,r}[m]$  sont les messages reçus à la destination et au relais (usager 2) transmis par la source (usager 1),  $x_s[m]$  le signal de la source (usager 1) et  $m = 1, \dots, S/4$ .

Dans la deuxième phase de coopération, le relais transmet son estimation de l'information de son partenaire. On a donc

$$y_{r,d}[m] = h_{r,d}[m]\hat{x}_s[m] + w_d[m] \quad (2.4)$$

tel que  $s = 1, r = 2$ ,  $y_{r,d}[m]$  est le message reçu par la destination et envoyé par le relais (usager 2),  $\hat{x}_s[m]$  le signal estimé par le relais (provenant de la source) et  $m = S/4 + 1, \dots, S/2$ . Notez que lorsque le relais devient une source (deuxième intervalle de temps), la procédure est la même sauf qu'on échange les rôles de la source et du relais.

Notez que les coefficients  $h_{i,j}$  ( $i \in \{s, r\}$  et  $j \in \{r, d\}$ ) capturent les effets des évanouissements à grande et petite échelle et sont modélisés par l'équation (1.19). De plus,  $w_j[n]$  est représenté par l'équation (1.10) et représente le bruit et les interférences au récepteur  $j$  à l'instant  $m$ .

### 2.3 Les protocoles coopératifs

Les premières idées derrière la communication coopérative peuvent être retracées aux travaux de van der Meulen (Van der Meulen, 1971) et Cover et El Gamal (Cover, 1979) qui ont établi des bornes sur la capacité d'un usager qui transmet à la destination avec l'aide d'un relais. Le modèle de base consistait d'un réseau de trois nœuds : un usager, un relais et la destination, qui partagent tous la même largeur de bande, où chaque usager transmet dans son propre canal orthogonal (par exemple en TDMA). Sans rentrer dans les détails, la conclusion importante à retenir est qu'un usager atteint les plus hauts taux de transmission lorsque le canal source-relais est de haute qualité.

Malgré l'importance des travaux de van der Meulen, Cover et El Gamal, les scénarios de communication coopérative analysés dans la littérature récente diffèrent des études présentées dans (Van der Meulen, 1971; Cover, 1979). En effet, la première grande différence est que les premiers travaux (Van der Meulen, 1971; Cover, 1979) étudient la capacité d'un canal AWGN alors que les développements récents sont motivés par le concept de diversité pour un canal à évanouissements (Nosratinia, 2004). La deuxième grande différence est que les travaux de (Van der Meulen, 1971; Cover, 1979) considèrent que la fonction du relais est uniquement d'aider un usager à transmettre son information à la destination. Par contre, pour les études récentes, on considère que les ressources du système sont fixes et que chaque usager est à la fois une source d'information et un relais pour son partenaire.

On présente ci-dessous les protocoles coopératifs de base.

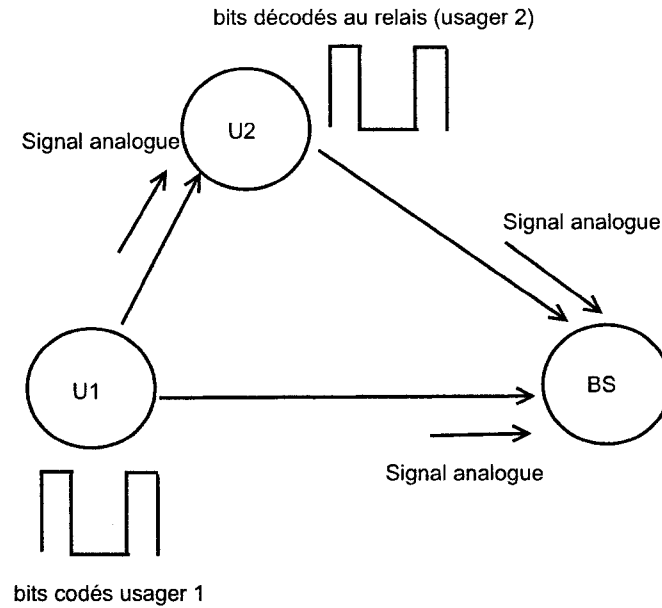


FIG. 2.4 Decode and forward

### 2.3.1 Decode and forward (DAF)

Ce protocole est le plus proche des idées de base (Van der Meulen, 1971; Cover, 1979) d'un réseau à trois nœuds. Pour DAF, chaque usager essaie de détecter et décoder les symboles de son partenaire, puis retransmet une estimation de l'information de son partenaire vers la destination. Idéalement, le relais reproduit et retransmet exactement la même information que son partenaire (figure 2.4). Les équations (2.2) à (2.4) décrivent ce protocole. La source transmet son information  $x_s[m]$  pour les instants  $m = 0, \dots, S/4$  (première phase de coopération). Durant cette phase, le relais détecte et décode  $y_{s,r}[m]$ . Dans la deuxième phase de coopération, c'est-à-dire pour les instants  $m = S/4 + 1, \dots, S/2$ , le relais réencode l'information et transmet son estimation du signal provenant du partenaire à la destination.

$$x_r[m] = \hat{x}_s[m - S/4] \quad (2.5)$$

tel que  $\hat{x}_s$  est le symbole estimé au relais provenant de la source.

Noter que DAF est basé sur un codage de répétition pour obtenir la diversité puisque le relais retransmet le même signal que son partenaire (ou une estimation). Les signaux transmis par l'utilisateur et le relais sont combinés à la destination afin d'extraire la diversité (par exemple en utilisant du MRC si on suppose que les statistiques du canal sont connues à la destination).

Malgré les avantages de cette technique, plusieurs inconvénients sont à souligner. En effet, il est possible que le relais ne détecte pas correctement son partenaire et peut donc nuire à la détection des bits à la station de base. De plus, la station de base a besoin de connaître la probabilité d'erreur du canal inter-utilisateur afin d'effectuer un décodage optimal (Nosratinia, 2004). (Laneman, 2001) montre que la probabilité de perte (outage) de DAF est proportionnelle à  $1/\text{SNR}$  à haut SNR. En conséquence, DAF a un gain de diversité d'ordre 1 à haut SNR. Ce résultat peut être expliqué par le fait que le lien source-relais limite les performances.

### 2.3.2 Amplify and forward (AAF)

La technique AAF a été introduite par Laneman (Laneman, 2001; Laneman, 2003). Cette technique a connu beaucoup de succès dans la communauté scientifique grâce à sa simplicité et son efficacité. Dans cette méthode, chaque utilisateur reçoit le signal de son partenaire, affecté par les évanouissements et le bruit. Comme le nom l'indique, chaque utilisateur amplifie ce qu'il reçoit et le retransmet à la station de base. La station de base combine les deux signaux qu'elle reçoit de l'utilisateur et du relais et produit une décision finale sur chaque bit transmis (figure 2.5).

La source transmet son information  $x_s[m]$  pour les instants  $m = 1, \dots, S/4$ . Pendant cet

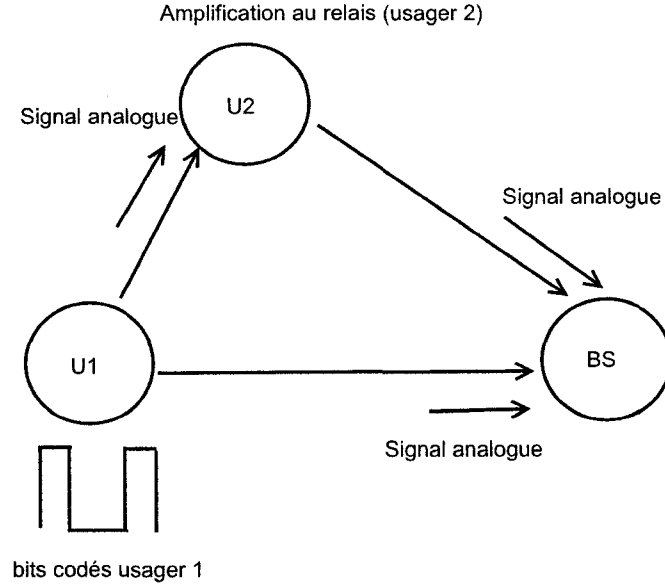


FIG. 2.5 Amplify and forward

intervalle, le relais détecte  $y_{s,r}[m]$  tel que

$$y_{s,r}[m] = h_{s,r}[m]x_s[m] + w_r[m] \quad (2.6)$$

et transmet

$$x_r[m] = \beta y_{s,r}[m - S/4] \quad (2.7)$$

tel que  $y_{s,r}$  est le message reçu au relais provenant de la source,  $m = S/4 + 1, \dots, S/2$  et  $\beta$  étant le facteur d'amplification au relais. Afin de respecter les contraintes de puissance, le relais doit respecter la contrainte (Laneman, 2001)

$$\mathcal{E}[\beta^2 |y_{rs}|^2] = \beta^2 (|h_{s,r}|^2 P + \sigma_r^2) \leq P \quad (2.8)$$

tel que  $P$  soit la puissance du symbole transmis par la source ( donc la puissance permise

au relais) et  $\sigma_r^2$  est la variance du bruit au relais. On a donc

$$\beta \leq \sqrt{\frac{P}{|h_{s,r}|^2 P + \sigma_r^2}} \quad (2.9)$$

L'équation (2.9) assure que le relais ne transmettra pas un signal ayant une puissance supérieure à la puissance du signal transmis par la source.

Notez que le coefficient d'amplification  $\beta$  dépend du coefficient d'évanouissement entre la source et le relais. De plus, cette méthode utilise un codage de répétition puisque le relais répète une version amplifiée du signal de son partenaire. La station de base combine les deux signaux pour  $n = 1, \dots, N/2$  en utilisant par exemple du MRC. Malgré le fait que le relais amplifie son propre bruit, la station de base reçoit deux copies du signal ayant subi des canaux d'évanouissements indépendants. (Laneman, 2001) montre que la probabilité de perte (outage) de AAF est proportionnelle à  $1/SNR^2$  à haut SNR. En conséquence, AAF offre un gain de diversité d'ordre 2 à haut SNR, ce qui est le gain de diversité maximal pour le cas de deux usagers.

Malgré les avantages de AAF, quelques limitations sont à souligner. Premièrement, comme l'indique l'équation (2.9), la station de base doit connaître les statistiques du canal inter-usager afin de décoder d'une manière optimale. Deuxièmement, l'échantillonnage, l'amplification et la retransmission de valeurs analogues plutôt que numériques est assez difficile avec la technologie numérique d'aujourd'hui (Nosratinia, 2004).

### 2.3.3 Relayage de sélection

Afin d'éviter la propagation d'erreurs au relais, Laneman (Laneman, 2001) propose un protocole adaptatif où le relais transmet uniquement lorsque le canal inter-usager est favorable. En effet, lorsque le SNR instantané du canal inter-usager est de haute qualité, le relais décode (ou amplifie dans le cas de AAF) le message de son partenaire



et le retransmet à la destination. Par contre, si le SNR instantané du canal inter-usager est faible, l'utilisateur retourne à la non coopération et envoie son information sous forme de répétition ou en utilisant une autre technique de codage plus puissante. Puisque les récepteurs peuvent estimer les coefficients d'évanouissement  $h_{s,r}$ , les terminaux peuvent décider de coopérer ou pas en fonction de  $h_{s,r}$ . À noter que chaque terminal décide indépendamment de coopérer ou non selon la qualité du signal reçu du partenaire. Ceci peut donc créer des situations asymétriques où un usager bénéficie de la coopération et l'autre non.

En effet, si  $|h_{s,r}|^2$  est plus petit qu'un seuil fixé, la source continue sa transmission à la destination sous forme de répétition ou en utilisant un code plus puissant. Cependant, si  $|h_{s,r}|^2$  est supérieur à un seuil fixé, le relais retransmet ce qu'il reçoit de la source en utilisant les techniques DAF ou AAF. Notez qu'une autre manière d'implémenter le relayage de sélection est d'utiliser un code CRC qui permet au relais de détecter les erreurs dues au canal. Pour un code CRC de 16 bits, la probabilité que le relais détecte correctement les erreurs est de 0.99998. Pour plus de détails sur les codes CRC, on réfère le lecteur à (Wicker, 1995; Haccoun, 2007a). En conséquence, si le code CRC indique des erreurs lors du décodage, le relais ne transmet rien pour son partenaire, et l'utilisateur retourne donc à la non coopération. Par contre, si le code CRC indique qu'il n'y a pas d'erreurs lors du décodage, le relais transmet pour son partenaire.

(Laneman, 2001) montre que la probabilité de perte (outage) du relayage de sélection est proportionnelle à  $1/SNR^2$  à haut SNR. En conséquence, le relayage de sélection offre un gain de diversité d'ordre 2 à haut SNR, ce qui est le gain de diversité maximal pour le cas de deux usagers.

### 2.3.4 Codage coopératif

Le codage coopératif est une technique de communication coopérative qui a été introduite par Hunter et Nosratinia (Hunter, 2004; Hunter, 2006a). La technique proposée est inspirée de DAF et du relayage de sélection, puisque l'utilisateur incorpore un code CRC dans son message d'information et utilise un codage de canal afin d'avoir simultanément un gain de codage et un gain de diversité. Cependant, la différence majeure entre le codage coopératif et DAF est que le codage coopératif n'est pas basé sur un codage de répétition. En effet, chaque usager partage son mot de code en deux parties de taille variable, et transmet une partie par son lien ascendant et l'autre partie par le lien descendant du relais. La taille de chaque partie du code peut être variée afin de s'adapter aux conditions des canaux. On voit clairement la flexibilité du codage coopératif, qui a la capacité de s'adapter aux conditions des canaux et d'utiliser plus judicieusement les degrés de liberté du canal. On présente dans le chapitre suivant une description détaillée du codage coopératif en utilisant les codes RCPC.

L'analyse faite dans (Hunter, 2006b) montre que le codage coopératif a une probabilité de perte proportionnelle à  $1/SNR^2$  à haut SNR. En conséquence, le codage coopératif offre un gain de diversité d'ordre 2 à haut SNR, ce qui est le gain de diversité maximal pour le cas de deux usagers. Cependant, il offre un meilleur gain de codage que les techniques précédentes.

### 2.3.5 Relayage incrémental

Les protocoles présentés jusqu'à maintenant considèrent que le relais (dans le cas de la coopération) transmet toujours pour son partenaire. Cette approche n'utilise pas judicieusement les degrés de liberté, surtout à haut SNR. En effet, si le canal entre source et destination est de bonne qualité, la coopération n'est pas nécessaire. Afin de résoudre

ce problème, Laneman (Laneman, 2001) propose un lien de retour ou feedback sous la forme de signaux ACK/NACK de la destination indiquant le succès ou l'échec d'une transmission directe. Dans le cas où la destination décode correctement la transmission directe de l'utilisateur, aucune retransmission n'est nécessaire. Cependant, dans le cas où la destination est incapable de décoder le message direct de la source, le relais retransmet afin d'exploiter la diversité spatiale. De plus, dans le cas où la destination demande une retransmission et le relais est incapable de décoder son partenaire, l'utilisateur retransmet son information par son lien direct.

Laneman (Laneman, 2001) montre que cette méthode augmente substantiellement l'efficacité spectrale car le relais ne retransmet que très rarement. (Laneman, 2001) montre que la probabilité de perte (outage) de cette méthode est proportionnelle à  $1/SNR^2$  à haut SNR. En conséquence, le relayage incrémental offre un gain de diversité d'ordre 2 à haut SNR, ce qui est le gain de diversité maximal pour le cas de deux usagers.

## 2.4 Conclusion

On a présenté dans ce chapitre le concept de la communication coopérative qui permet à des usagers ayant une seule antenne de partager leurs antennes afin de créer un réseau d'antennes virtuelles et donc de profiter de la diversité spatiale.

On s'intéresse dans la suite du mémoire au codage coopératif qui intègre le codage de canal dans la coopération. Malgré la supériorité et la flexibilité de cette technique par rapport à AAF et DAF, on soulignera ses limitations et on présentera des solutions pour les résoudre.

## CHAPITRE 3

### LE CODAGE COOPÉRATIF EN UTILISANT LES CODES RCPC

On a vu dans le chapitre précédent diverses techniques qui permettent aux utilisateurs de bénéficier de la diversité spatiale grâce à la coopération. Les protocoles présentés étaient basés sur la répétition puisque le relais répète ou envoie le même nombre de symboles à la station de base que son partenaire. Dans le cas de AAF, on atteint une diversité de 2 à haut SNR. Cependant, la station de base doit connaître les statistiques du canal inter-usager afin de combiner les deux transmissions d'une façon optimale. De plus, la technique devient inefficace lorsque le canal inter-usager et les liens ascendants sont à faibles SNR. Dans le cas de DAF, la station de base doit connaître la probabilité d'erreur du canal inter-usager pour décoder d'une manière optimale (Nosratinia, 2004). De même, dans le cas où le relais est incapable de décoder correctement, les performances peuvent être pires que sans coopération comme on le verra dans ce chapitre. De plus, DAF et AAF sont basés sur un code de répétition, ils n'utilisent donc pas judicieusement la largeur de bande et les degrés de liberté. Malgré les gains de la répétition à faible SNR, ces techniques deviennent inefficaces à haut SNR.

Hunter et Nosratinia ont proposé une nouvelle technique appelée *Codage Coopératif* qui intègre le codage de canal dans la coopération. Les symboles d'un mot de code sont distribués et transmis par les antennes de chaque usager afin d'atteindre une meilleure diversité. En effet, au lieu de répéter, le relais envoie des bits de parités pour son partenaire. Le mot de code d'un usager est partagé en deux (la taille des mots de code après la partition n'est pas forcément égale), où une partie est transmise par l'antenne de l'utilisateur et la deuxième partie par l'antenne du relais. Une manière facile et très efficace de partitionner le mot de code d'un usager est d'utiliser la perforation des codes

convolutionnels ou RCPC. L'utilisation du codage de canal dans la coopération permet beaucoup de flexibilité par rapport aux protocoles basés sur la répétition. En effet, les usagers peuvent varier leur taux de codage afin de s'adapter aux conditions du canal. Le codage coopératif incorpore aussi un code CRC afin d'éviter la propagation d'erreurs qui dégrade les performances, surtout lorsque le canal inter-usager est à faible SNR.

On revoit dans la partie 3.1 les caractéristiques des codes RCPC qu'on utilise pour implémenter le codage coopératif. De même, on mettra en évidence les applications possibles des codes RCPC qu'on utilisera dans les chapitres suivants. La partie 3.2 décrit une implémentation du codage coopératif en utilisant les codes RCPC et le modèle du système. La partie 3.3 décrit les résultats numériques qu'on a obtenus par simulations (en utilisant le logiciel Matlab) montrant les gains impressionnants du codage coopératif et qui confirment les résultats publiés dans la littérature (Hunter, 2004; Hunter, 2006a). La partie 3.4 conclut le chapitre.

### **3.1 Les codes RCPC et leurs applications**

#### **3.1.1 Description des codes RCPC**

Les codes RCPC (Hagenauer, 1988; Kallel, 1992; Haccoun, 1989) sont des codes convolutionnels avec un faible taux de codage  $1/V$  qu'on perfore périodiquement (avec une période  $P$ ) afin d'obtenir une famille de codes avec un taux de codage plus élevé  $P/(P+l)$  où  $l$  peut être varié entre 1 et  $(V-1)P$ . En conséquence, le taux de codage varie entre  $P/(P+1)$  et  $1/V$ . Les caractéristiques et les restrictions sur les patrons de perforation permettent aux bits codés d'un taux de codage élevé d'être partagés et utilisés par un taux de codage plus faible. Cette caractéristique permet aux codes RCPC d'être utilisés comme des codes incrémentaux dans les systèmes ARQ/FEC. En effet, lorsque la destination n'arrive pas à décoder un message transmis avec un taux de codage élevé, le

transmetteur transmet des bits de parités additionnels afin de diminuer le taux de codage et donc d'augmenter le pouvoir de correction du code. L'élégance de cette technique repose sur le fait qu'on ne retransmet pas le message en entier en cas d'erreur. En effet, on retransmet uniquement des bits de parités additionnels ce qui améliore nettement le débit du système. La communication entre la destination et le transmetteur se fait par le biais de signaux ACK/NACK, où un signal ACK indiquerait le succès d'une transmission (donc pas de retransmissions nécessaires) et un signal NACK, indiquerait la présence d'erreurs lors du décodage et la nécessité de bits de parité supplémentaires. Le nombre de bits de parité dans les retransmissions peut varier et dépend des matrices de perforations utilisées. Afin de comprendre comment les bits codés d'un taux de codage élevé sont utilisés par un taux de codage plus faible, on présente un exemple inspiré de (Hagenauer, 1988).

Soit un code convolutionnel avec un taux de codage  $R = 1/2$  qu'on perfore périodiquement avec une période  $P = 4$ . On a  $P = 4$  et  $V = 2$ , donc les différents taux de codage qu'on peut atteindre sont  $4/5, 4/6, 4/7$  et  $4/8$ . Les patrons de perforations sont décrits par les quatre matrices  $V \times P$  ci-dessous :

$$P_1 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

$$P_2 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

$$P_3 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 \end{pmatrix}$$

$$P_4 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

Un zéro dans la matrice de perforation correspond à un symbole codé qu'on perfore et

donc qu'on ne transmet pas. Notez que la première ligne de la matrice de perforation correspond à la perforation de la sortie du premier générateur et la deuxième ligne correspond à la perforation de la sortie du deuxième générateur. Il est important de noter que plus on perfore (plus on a de zéros dans la matrice de perforation) et plus on augmente la vitesse de transmission. Cependant, le compromis est qu'on diminue le pouvoir de correction du code et donc on devient plus susceptible aux erreurs causées par le canal. La matrice  $P_4$  ne contient pas de zéros et correspond donc au plus faible taux de codage qu'on appelle le taux de codage mère. La matrice  $P_1$  correspond au plus haut taux de codage dans cet exemple égal à  $4/5$ . Si le taux de codage  $4/5$  n'est pas assez puissant pour corriger les erreurs causées par le canal, un taux de codage plus faible peut être utilisé ( $4/6$ ,  $4/7$  ou  $4/8$ ) en transmettant seulement les bits perforés. Dans cet exemple, le nombre maximum de retransmissions possibles est égal à 3.

### 3.1.2 Résultats numériques

Afin de montrer les avantages des codes RCPC, on implémente le protocole décrit précédemment en utilisant une famille de codes RCPC avec une mémoire  $M = 4$  (donc un codeur ayant une longueur de contrainte de 5 ou un registre de décalage de 5 cellules), période de perforation  $P = 8$ , matrice génératrice  $G=[23\ 35\ 27\ 33]$  (en base octale) et taux de codage mère  $1/4$  publiée par Hagenauer (Hagenauer, 1988). De même, on suppose un message à la source de  $K = 128$  bits incluant un code CRC afin de détecter les erreurs à la destination. Nous supposons un canal de Rayleigh plat, quasi-statique (les statistiques du canal ne changent pas durant les retransmissions), et on suppose que la destination connaît les statistiques du canal. De plus, on considère une modulation BPSK et on mesure la qualité du canal par le SNR moyen reçu qu'on peut exprimer par  $SNR_{avr} = \mathcal{E}/N$  (on normalise les gains du canal pour avoir  $E[|h_{ij}^2|] = 1$ ) où  $\mathcal{E}$  est l'énergie transmise par bit et  $N$  est l'énergie du bruit par temps de bit.

On utilise la définition normalisée du débit : (Hagenauer, 1988)

$$T = \frac{P}{P + l_{av}} \quad (3.1)$$

où  $l_{av}$  est le nombre moyen de symboles codés dans une période de perforation  $P$ .

On considère les 13 matrices de perforations suivantes (Hagenauer, 1988) :

$$P_1 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

$$P_2 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

$$P_3 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

$$P_4 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$





$$P_{11} = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \end{pmatrix}$$

$$P_{12} = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}$$

$$P_{13} = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

Les matrices  $P_1$  à  $P_{13}$  correspondent respectivement aux taux de codage  $8/9$ ,  $4/5$ ,  $2/3$ ,  $4/7$ ,  $1/2$ ,  $4/9$ ,  $4/10$ ,  $4/11$ ,  $1/3$ ,  $4/13$ ,  $2/7$ ,  $4/15$ ,  $1/4$ . Donc le nombre maximal de retransmissions possibles dans cet exemple est 12. De même, lors d'une retransmission, un usager transmet  $K/R_i - K/R_{i-1}$  bits de parités où  $R_i$  est le nouveau taux de codage atteint par l'usager et  $i$  varie entre 2 et 13.

La figure 3.1 montre le débit de l'usager en fonction du SNR moyen à la destination. On remarque que le débit est une fonction croissante. En effet, plus le SNR est élevé et moins on a besoin de bits de parités et donc plus notre vitesse de transmission est élevée. On remarque que pour un SNR élevé, le débit atteint  $8/9$  qui est le plus grand taux de codage qu'on utilise. Par contre, lorsque le SNR=0 dB, le débit est égal à environ 0.5327. Cette figure nous permet donc de conclure qu'il n'est pas toujours nécessaire d'utiliser le taux de codage mère pour avoir une transmission sans erreur. En effet, par un simple feedback en forme de signaux ACK/NACK, on peut nettement améliorer les vitesses de

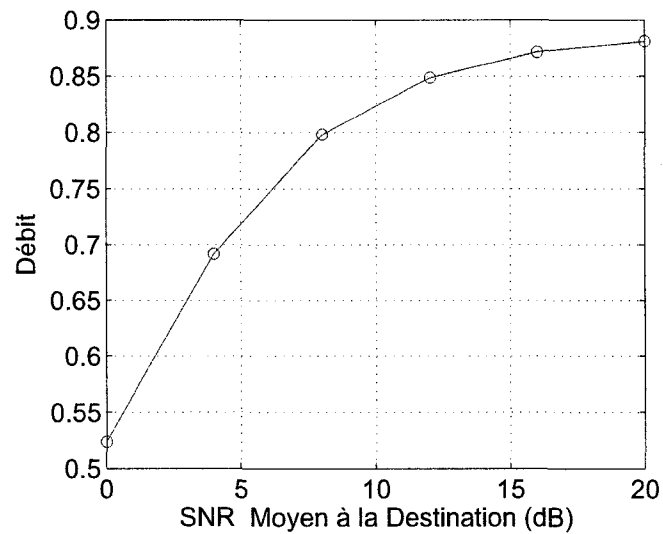


FIG. 3.1 Débit normalisé en supposant un taux de codage mère égal à 1/4

transmission.

### 3.2 Codage coopératif

On présente dans cette section une implémentation du codage coopératif en utilisant les codes RCPC. D'autres implémentations ont aussi été proposées en utilisant les codes Turbo (Janani, 2004).

#### 3.2.1 Modèle et description du système

On considère deux usagers qui sont équipés d'une seule antenne qui coopèrent afin de créer de la diversité spatiale. De plus, chaque usager opère en deux modes : Source ou Relais comme l'indique la figure 3.2. Chaque message à la source est augmenté par un code CRC afin d'éviter la propagation d'erreurs par le relais. Le message aug-

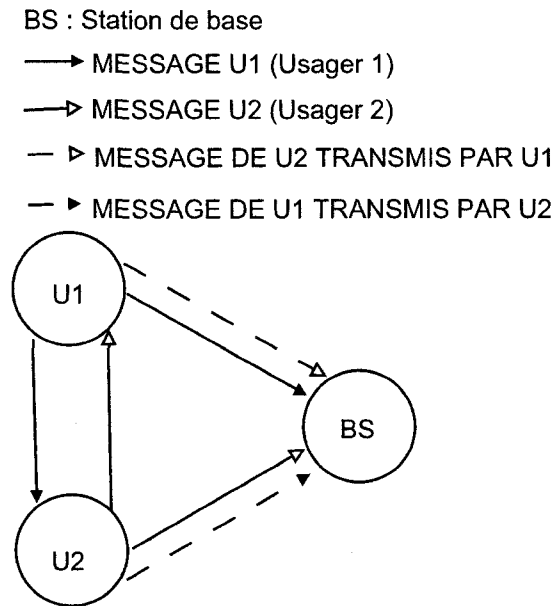


FIG. 3.2 Deux usagers qui coopèrent où chaque usager est source et relais

menté est encodé par un codeur convolutionnel ce qui résulte en  $N$  symboles codés. En conséquence, le taux de codage est de  $R = K/N$ . La transmission des  $N$  symboles codés de chaque usager se fait en deux phases qu'on appelle les deux phases de coopération. De même, on considère qu'il n'y a pas d'interférence dans la transmission des usagers, c'est-à-dire que chaque usager transmet dans son propre canal orthogonal ce qui permet à la destination de détecter séparément les transmissions.

Dans la première phase de coopération, chaque usager perfore son mot de code de  $N$  symboles en un mot de codes de  $N_1$  symboles selon une matrice de perforation (on suppose qu'on perfore  $N_2 = N - N_1$  symboles). Les  $N_1$  symboles codés qui en résultent représentent un mot de code valide mais avec un pouvoir de correction plus faible. Chaque usager transmet son mot de code perforé de  $N_1$  symboles à la destination. On appelle la transmission des  $N_1$  symboles codés des usagers 1 et 2 la première phase de coopération qu'on dénote *temps 1* dans la figure 3.3. Le relais détecte la transmission de son partenaire, décode sa transmission et calcule les  $N_2$  symboles codés qui

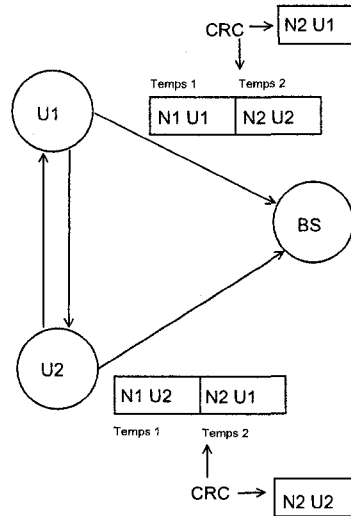


FIG. 3.3 Codage Coopératif

ont été perforés dans le premier intervalle de coopération. Dans la deuxième phase de coopération, chaque usager transmet les  $N_2$  symboles perforés pour son partenaire. On dénote la deuxième phase de coopération par *temps 2* dans la figure 3.3. En conséquence, le mot de code de  $N$  symboles de chaque usager est partitionné en deux, et chaque partie est transmise par un canal indépendant. Les  $N_1$  et  $N_2$  symboles codés sont recombinaés à la station de base (notée BS) selon la matrice de perforation utilisée et la qualité des canaux. Dans le cas où le relais est incapable de décoder le message de son partenaire (déterminé à l'aide du CRC), il transmet ses propres  $N_2$  bits de parités (figure 3.3). En conséquence, chaque usager transmet toujours  $N = N_1 + N_2$  après les deux phases de coopération.

Sans feedback entre les usagers, 4 cas peuvent se produire :

*Cas 1 : Les deux usagers arrivent à se décoder*

Dans ce cas, chaque usager transmet  $N_2$  symboles codés pour son partenaire. En conséquence, la destination reçoit  $N_1$  symboles codés directement de l'utilisateur et  $N_2$  symboles

codés du relais.

*Cas 2 : Aucun des usagers n'arrivent à décoder son partenaire*

Dans ce cas, chaque usager retourne à la non coopération et transmet ses propres bits de parités. Chaque usager transmet alors  $N = N_1 + N_2$  pour lui même et la destination ne reçoit que des symboles en provenance de l'usager.

*Cas 3 : Usager 1 décode usager 2 mais usager 2 est incapable de décoder usager 1*

Dans ce cas, l'usager 2 est en avantage et l'usager 1 est en désavantage. En effet, dans le deuxième intervalle de coopération, chaque usager transmet  $N_2$  symboles codés pour l'usager 2. Les deux mots de codes identiques transmis pour l'usager 2 dans la deuxième phase de coopération sont combinés de façon optimale avec du MRC au BS. L'usager 1 ne transmet que son mot de code perforé de  $N_1$  bits codés (mot de code valide mais avec un pouvoir de correction affaibli) dans la première phase de coopération. En conséquence, l'usager 2 est en grand avantage car c'est le seul qui bénéficie de la diversité spatiale et l'usager 1 est en grand désavantage.

*Cas 4 : Usager 2 décode usager 1 mais usager 1 est incapable de décoder usager 2*

Identique au cas 3 en inversant les rôles des usagers 1 et 2.

Sans feedback entre les utilisateurs, les cas 3 et 4 peuvent se produire ce qui avantage un usager et désavantage l'autre. Nos simulations et les résultats publiés par (Hunter, 2004) montrent que les cas 3 et 4 ne se produisent presque jamais lorsque le canal inter-usager est réciproque (par exemple en TDMA). Par contre, lorsque le canal inter-usager est non réciproque (par exemple en FDMA), les cas 3 et 4 se produisent avec des probabilités non négligeables ce qui a des conséquences fâcheuses sur les performances comme on le verra dans la prochaine section.

On considère que les canaux dans le système sont tous mutuellement indépendants et sont affectés par un canal de Rayleigh plat et quasi-statique, c'est-à-dire, le gain de chaque canal change après que la destination reçoit  $N$  symboles codés pour chaque usager. On suppose que la sortie de l'encodeur RCPC est modulée par une modulation BPSK et on considère que les récepteurs connaissent les statistiques du canal (CSI). En conséquence, le signal transmis par l'utilisateur  $i \in \{1, 2\}$  et reçu par l'utilisateur  $j \in \{0, 1, 2\}$  ( $j=0$  correspond à la destination) au temps  $n$  peut être modélisé par :

$$y_{i,j}[m] = |h_{i,j}| \sqrt{\mathcal{E}_i} b_i[m] + w_j[m] \quad (3.2)$$

où  $\mathcal{E}_i$  est l'énergie transmise par bit codé par l'utilisateur  $i$ ,  $b_i[m] \in \{-1, +1\}$  est le bit codé modulé par une modulation BPSK à l'instant  $m$ ,  $|h_{i,j}|$  représente l'amplitude du coefficient d'évanouissement entre  $i$  et  $j$ , et  $w_j$  représente le bruit thermique et d'autres sources d'interférences à la réception. Les gains du canal sont modélisés par  $h_{i,j} \sim \mathcal{CN}(0, 1)$  (en supposant qu'on normalise les gains du canal pour avoir  $\mathcal{E}[|h_{i,j}^2|] = 1$ ) et le bruit est modélisé par  $w_j \sim \mathcal{N}(0, N_j/2)$  où  $N_j$  est l'énergie du bruit par temps de bit au récepteur  $j$ . Lorsque les canaux entre usagers sont réciproques (i.e TDD), on a  $h_{i,j} = h_{j,i}$ . Lorsque les canaux entre utilisateurs sont non-réciproques (i.e FDD) on considère que  $h_{i,j}$  et  $h_{j,i}$  sont mutuellement indépendants. La qualité du canal est mesurée par son SNR reçu moyen qu'on peut exprimer par  $SNR_{avr} = \mathcal{E}_i/N_j$ .

On définit le degré de coopération de chaque usager par  $N_2/N$ . Le degré de coopération d'un usager dépend du nombre de bits codés qu'on perfore et donc des matrices de perforations. Supposons que le taux de codage mère est  $R$  et le taux de codage dans la première phase de coopération est  $R_1 = K/N_1$  tel que  $K$  soit le nombre de bits d'information à la source et  $N_1$  soit le nombre de bits codés dans la première phase de coopération. On a :

$$\alpha = N_2/N = 1 - R/R_1 \quad (3.3)$$

tel que  $\alpha$  soit le degré de coopération. Notez que (3.3) exprime le degré de coopération en fonction du taux de codage dans la première phase de coopération. De plus, le taux de codage dans la première phase de coopération dépend de la matrice de perforation. Si on suppose une matrice de perforation  $\mathbf{P}$  ayant  $c$  colonnes et qui contient  $v$  1, alors le taux de codage dans la première phase de coopération est  $c/v = K/N_1$  (Haccoun, 2007a; Haccoun, 1989). La matrice de perforation  $\mathbf{P}$  (ci-dessous) contient 8 colonnes ( $c = 8$ ) et seize 1 ( $v = 16$ ), donc  $R_1 = 8/16 = 1/2$ , ce qui correspond à un degré de coopération de 50% d'après (3.3).

$$\mathbf{P} = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

Afin de mieux comprendre le fonctionnement du codage coopératif, on présente l'exemple suivant. On suppose un message de source  $K = 8$  bits, une matrice génératrice  $\mathbf{G}=[23 \ 35 \ 27 \ 33]$ , un taux de codage  $R = 1/4$  et donc un mot de code de  $N = 32$  bits codés. On considère la matrice de perforation :

$$\mathbf{P} = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

qui résulte en un taux de codage égal à  $1/2$  (degré de coopération de 50 %). On conserve les mêmes hypothèses qu'auparavant et on considère un usager (usager 1) qui transmet au BS à l'aide d'un relais (usager 2). Dans la première phase de coopération, le mot de code de l'utilisateur 1 est perforé ce qui résulte en un mot de code de  $N_1 = 16$  bits. On suppose que le relais décode sans erreur les  $N_1$  bits codés transmis par l'utilisateur. En



conséquence, il transmet  $N_2 = N - N_1 = 16$  bits de parités. Cette procédure peut être réalisée en considérant la matrice de perforation complémentaire au relais :

$$\bar{\mathbf{P}} = \begin{pmatrix} 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}$$

Les deux mots de codes de  $N_1 = N_2 = 16$  bits codés sont concaténés à la destination en tenant compte de la matrice de perforation  $\mathbf{P}$  et de la qualité des canaux.

Le signal transmis par l'utilisateur ( $i = 1$ ) et reçu par la destination ( $j = 0$ ) est modélisé par (dans le cas général)

$$y_{1,0}[m] = h_{1,0}[m] \sqrt{\mathcal{E}_1} b_1[m] + w_{1,0}[m] \quad (3.4)$$

où  $m = 1, \dots, N_1$  et  $w_{1,0} \sim \mathcal{N}(0, \sigma_{10}^2)$

Le signal transmis par le relais ( $i = 2$ ) et reçu par la destination ( $j = 0$ ) est modélisé par (dans le cas général)

$$y_{2,0}[m] = h_{2,0}[m] \sqrt{\mathcal{E}_2} b_2[m] + w_{2,0}[m] \quad (3.5)$$

où  $m = N_1 + 1, \dots, N$  et  $w_{2,0} \sim \mathcal{N}(0, \sigma_{20}^2)$

Connaissant les statistiques des liens ascendants, la destination pondère, similairement au MRC (se référer à l'équation (1.27)) , les signaux reçus par :  $h_{10}^*[r]/\sigma_{10}^2$  pour les instants  $r = 1, \dots, N_1$  (signal transmis par l'utilisateur) et  $h_{20}^*[s]/\sigma_{20}^2$  pour les instants  $s = N_1 + 1, \dots, N$  (signal transmis par le relais). Noter que les coefficients  $h_{10}^*[r]/\sigma_{10}^2$  et  $h_{20}^*[s]/\sigma_{20}^2$  permettent d'amplifier le gain de diversité.

On a donc :

$$\tilde{y}_{1,0}[r] = y_{1,0}[r] \times h_{10}^*[r]/\sigma_{10}^2 \quad (3.6)$$

où  $r = 1, \dots, N_1$

$$\tilde{y}_{2,0}[s] = y_{2,0}[s] \times h_{20}^*[s]/\sigma_{20}^2 \quad (3.7)$$

où  $s = N_1 + 1, \dots, N$

$\tilde{y}_{10}[r]$  et  $\tilde{y}_{20}[s]$  sont ensuite concaténés à la destination selon la matrice de perforation afin de reformer le mot de code de  $N$  symboles qu'on décode (décodage de Viterbi par exemple) pour retrouver le message émis par la source de  $K$  bits.

### 3.2.2 Résultats numériques

On a simulé le codage coopératif en utilisant une famille de codes RCPC avec une mémoire  $M=4$ , période de perforation  $P=8$ , matrice génératrice  $\mathbf{G}=[23 \ 35 \ 27 \ 33]$  et taux de codage mère  $R=1/4$  publiée par Hagenauer (Hagenauer, 1988) et utilisée par (Hunter, 2004; Hunter, 2006a). De plus, on suppose que chaque usager a un message de  $K=128$  bits à la source incluant un code CRC de 16 bits donné par 15935 (en notation hexadecimal). Donc après les deux phases de coopération, chaque utilisateur transmet  $N = 4 \times 128 = 512$  bits codés. On considère dans nos simulations deux matrices de perforations  $P_1$  et  $P_2$  qui correspondent respectivement à un taux de codage 1/2 et 1/3, donc à 50% et 25% de degrés de coopérations.

$$P_1 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

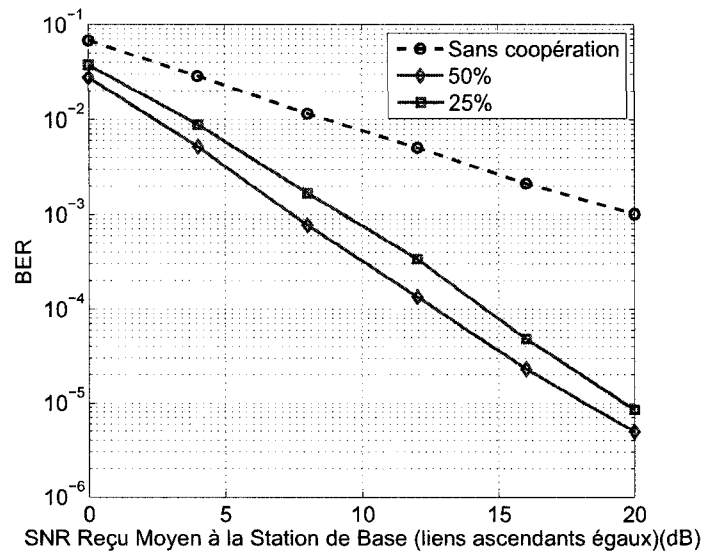


FIG. 3.4 Comparaison entre 50% et 25% pour un canal inter-usager réciproque parfait supposant des liens ascendants égaux

$$P_2 = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

Noter que 50% représente un taux élevé de coopération puisque le relais envoie la moitié des bits codés pour son partenaire et 25% correspond à un degré de coopération faible puisque le relais envoie le quart des bits codés pour son partenaire.

### 3.2.2.1 Canal inter-usager réciproque

La figure 3.4 montre une comparaison entre 50% et 25% de coopération avec un usager qui ne coopère pas (il envoie donc tous ses bits codés) en supposant un canal parfait

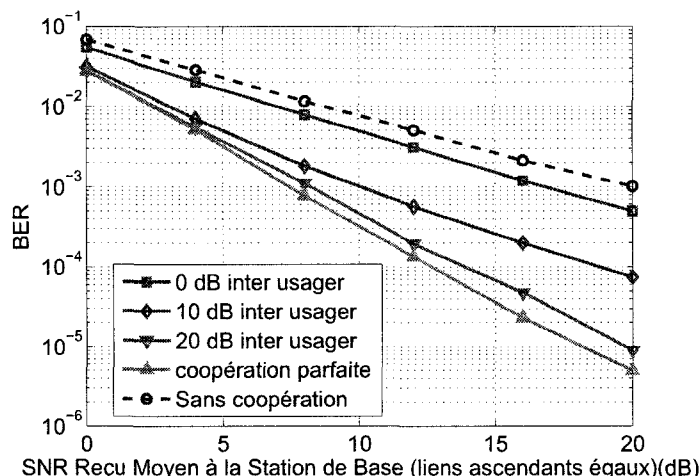


FIG. 3.5 Performance de 50% pour différents SNR du canal inter-usager en supposant un canal réciproque et des liens ascendants égaux

réciproque entre les usagers. Un canal parfait signifie que le relais décode toujours correctement son partenaire. Pour le cas de 50% de coopération, le relais envoie toujours dans le deuxième intervalle de coopération  $N_2 = N - N_1 = 256$  bits codés et dans le cas de 25% de coopération  $N_2 = N - N_1 = 128$  bits codés. On remarque que 50% de coopération fournit toujours des meilleures performances que 25% lorsque le canal est parfait entre les usagers. En effet le gain peut atteindre 2 dB. On voit aussi que le gain entre 50% et pas de coopération est drastique, un gain qui peut atteindre les 12.5 dB ! Ceci est principalement dû à la diversité fournie par le codage coopératif.

La figure 3.5 montre les performances de 50% de coopération pour diverses valeurs du canal inter-usager. On remarque que les performances des usagers deviennent meilleures lorsque le canal inter-usager devient meilleur. De plus, on remarque que même lorsque le canal inter-usager est à 0 dB, les performances sont meilleures que la non-coopération pour toutes les valeurs du SNR du lien ascendant (un gain qui peut atteindre 3 dB à haut SNR). Il est important de noter que la courbe *coopération parfaite* représente une borne sur les performances, c'est-à-dire qu'on ne pourra jamais dépasser les performances

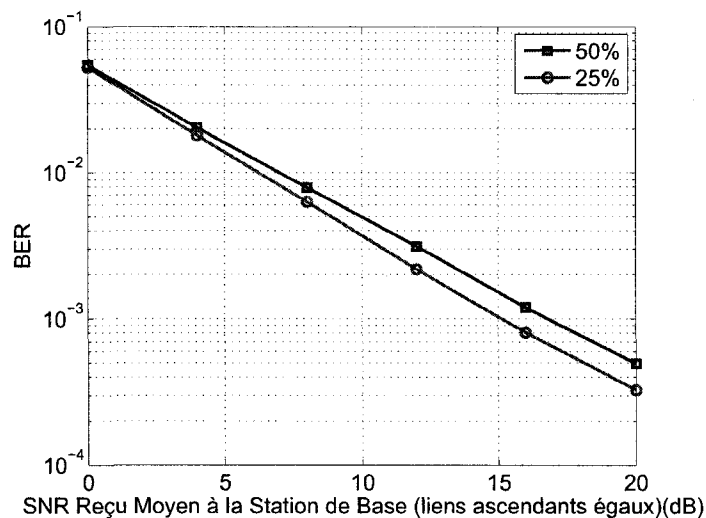


FIG. 3.6 Comparaison entre 50% et 25% en supposant un canal inter-usager réciproque de 0 dB et des liens ascendants égaux.

reflétées par cette courbe car 50% est le degré de coopération optimal lorsque le canal inter-usager est parfait (Hunter, 2004). Encore une fois, on remarque le gain de diversité drastique par rapport à la non coopération.

La figure 3.6 compare les performances de 50% et 25% de coopération pour un canal inter-usager réciproque de 0 dB (canal de faible qualité) et des liens ascendants égaux. On remarque que contrairement au cas où lorsque le canal est parfait, 25% de coopération a des meilleures performances que 50% pour toutes les valeurs du SNR du lien ascendant (un gain qui atteint 1.5 dB à haut SNR). Ce résultat montre que lorsque le canal inter-usager est faible, moins de coopération est favorable, et donc l'utilisateur doit transmettre plus de bits codés par son lien ascendant que par le lien ascendant du relais. La figure 3.7 est un exemple qui démontre la supériorité du codage coopératif aux protocoles basés sur la répétition. On fixe le canal inter-usager à 10 dB (canal réciproque) et on compare les performances de 50% et 25% de coopération. On remarque que lorsque le lien ascendant à un SNR qui varie entre 0 à 10 dB, c'est-à-dire le lien ascendant est

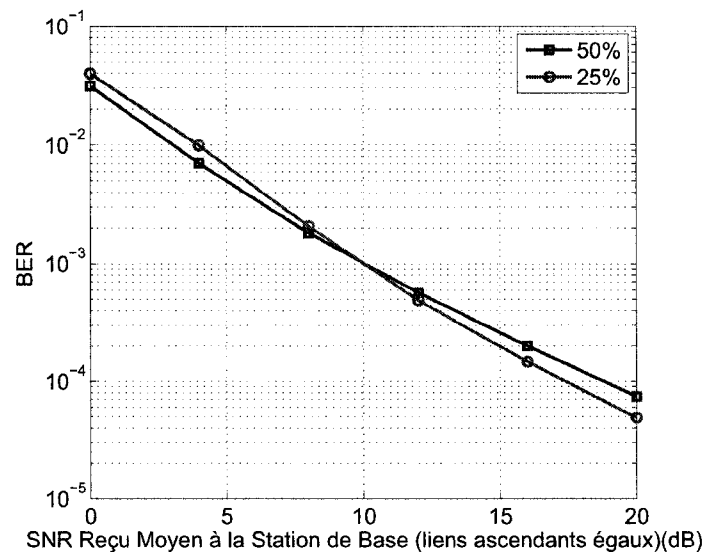


FIG. 3.7 Comparaison entre 50% et 25% en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux.

plus faible que le canal inter-usager, 50% (haut degré de coopération) a des meilleures performances que 25% (faible degré de coopération), un gain qui atteint 1 dB environ. Par contre, lorsque le SNR du lien ascendant est entre 10 et 20 dB, c'est-à-dire le lien ascendant est plus fort que le canal inter-usager, le cas de 25% de coopération a des meilleures performances que 50% (un gain qui atteint 1.5 dB environ). Cette figure montre donc que lorsque le canal inter-usager est fort (par rapport au lien ascendant), la coopération est favorisée. Par contre, lorsque le canal inter-usager est faible (par rapport au lien ascendant), moins de coopération est souhaitable. Cette figure montre alors la flexibilité du codage coopératif et sa capacité de changer son taux de codage dans la première phase de coopération afin d'adapter les degrés de coopération aux conditions des canaux. On peut aussi conclure que le degré de coopération optimal varie en fonction de la qualité du canal ascendant et du canal inter-usager.

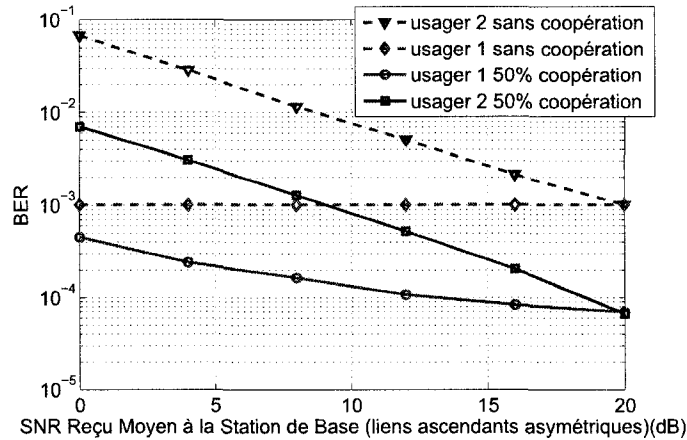


FIG. 3.8 Performances de 50% en supposant un canal inter-usager de 10 dB et des liens ascendants asymétriques

### 3.2.2.2 Liens ascendants asymétriques

On considère dans cette partie que les liens ascendants des usagers sont asymétriques (i.e. différents SNR reçus). La figure 3.8 montre la performance des deux usagers lorsque le canal inter-usager est réciproque égal à 10 dB et lorsque les liens ascendants sont asymétriques. On fixe le canal de l'utilisateur 1 à 20 dB (donc l'utilisateur 1 à un très bon canal) et on varie le SNR du lien ascendant de l'utilisateur 2 entre 0 et 20 dB. On remarque que les performances de l'utilisateur 2 augmentent substantiellement en coopérant avec un usager qui a un excellent canal. En effet, les gains de l'utilisateur 2 atteignent environ 11 dB. Ce résultat n'est pas surprenant puisque l'utilisateur 2 coopère avec un usager ayant un très bon canal. Par contre, ce qui est moins intuitif est que les performances de l'utilisateur 1 s'améliorent aussi en coopérant avec un usager ayant un moins bon canal. En effet, lorsque l'utilisateur 1 ne coopère pas, sa probabilité d'erreur est d'environ  $10^{-3}$  pour un SNR=20dB. Par contre, la probabilité d'erreur est d'environ  $4.10^{-4}$  lorsque l'utilisateur 1 coopère avec l'utilisateur 2 ayant un SNR=0 dB (lien ascendant de l'utilisateur 2). On peut conclure alors que les usagers bénéficient toujours de la coopération même lorsque les

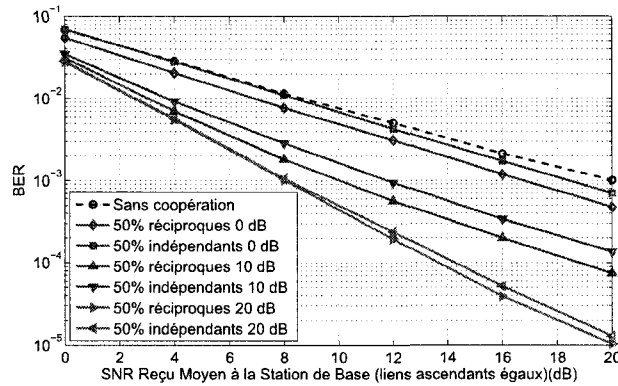


FIG. 3.9 Comparaison entre des canaux réciproques et non-réciproques pour 50% de coopération en supposant des liens ascendants égaux

canaux sont asymétriques en raison du gain en diversité. Il est important de noter que si le lien ascendant de l'utilisateur 2 était très faible (par exemple -20 dB), les performances de l'utilisateur 1 se dégradent et seront pire que dans le cas de non coopération.

### 3.2.2.3 Canal inter-usager non réciproque

On considère dans cette section que les canaux entre les usagers sont mutuellement indépendants (donc un canal inter-usager non réciproque), c'est-à-dire  $h_{ij} \neq h_{ji}$ . La figure 3.9 montre la dégradation dans les performances lorsque le canal inter-usager est non-réciproque. En effet, lorsque le canal inter-usager est à 10 dB, on remarque qu'on atteint jusqu'à 2.5 dB de dégradation. Cette dégradation peut être expliquée par le comportement asymétrique que les usagers peuvent avoir lorsque le canal inter-usager est non réciproque. En effet, lorsque le canal inter-usager est non réciproque, la probabilité d'avoir les cas 3 et 4 où un utilisateur est en désavantage augmente (Hunter, 2004), ce qui explique la dégradation dans les performances. La figure 3.10 compare les performances de 25% de coopération lorsque le canal inter-usager est réciproque et non-réciproque. On remarque que contrairement à la figure 3.9 avec 50% de coopération, la dégradation



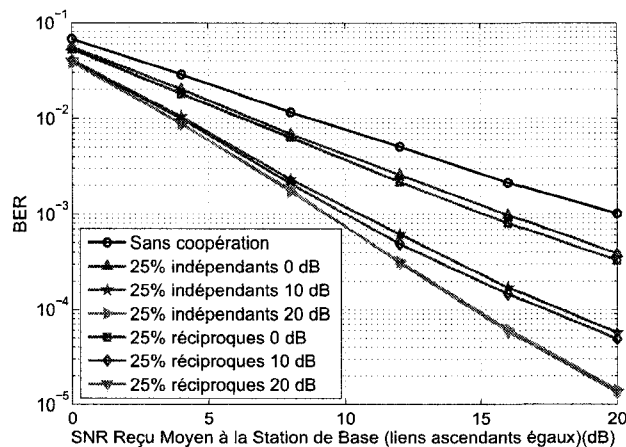


FIG. 3.10 Comparaison entre des canaux réciproques et non-réciproques pour 25% de coopération en supposant des liens ascendants égaux

est légère entre les deux. Ce résultat peut être expliqué par le faible degré de coopération qui augmente la taille du mot de code transmis dans la première phase de coopération (grand  $N_1$ ) et qui augmente donc la probabilité d'être décodé correctement par le partenaire. On peut conclure alors qu'un plus faible degré de coopération (donc plus faible taux de codage dans la première phase de coopération) diminue la probabilité de comportements asymétriques par les usagers et donc rapproche les performances lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque.

#### 3.2.2.4 Comparaison entre le codage coopératif et amplify and forward

Nous avons vu dans le chapitre 3 que AAF qui est basé sur la répétition offre une diversité de 2 à haut SNR. Afin de comparer d'une manière judicieuse les deux protocoles, on simule une version codée de amplify and forward. On utilise un code de taux  $1/4$  qu'on perfore en utilisant la matrice  $P_1$  ce qui résulte en un code de taux  $1/2$ . Chaque usager transmet dans la première phase de coopération avec un taux de codage  $1/2$  et son partenaire amplifie et transmet ce qu'il reçoit dans la deuxième phase

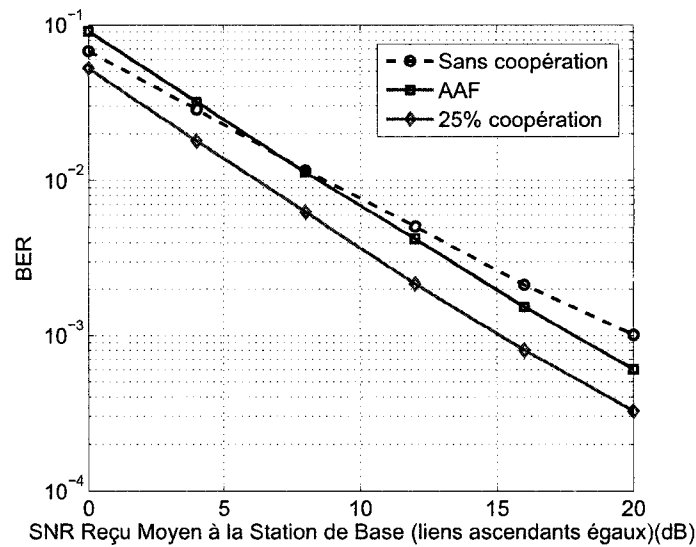


FIG. 3.11 Comparaison entre 25% codage coopératif et AAF pour un canal inter-usager réciproque de 0 dB et des liens ascendants égaux

de coopération. En conséquence, le taux de codage atteint par répétition après les deux phases de coopérations est de  $1/4$ . Cette approche nous permet de comparer AAF et le codage coopératif qui a un taux de codage  $R = 1/4$  après les deux phases de coopération. La figure 3.11 compare 25% codage coopératif avec une version codée de AAF lorsque le canal inter-usager est de 0 dB et les liens ascendants sont égaux. On remarque que le codage coopératif dépasse les performances de AAF pour toutes les valeurs du SNR du lien ascendant. Notez qu'on a choisi un degré de coopération faible (puisque le canal inter-usager est faible) afin de maximiser les performances. En effet, on observe un gain qui peut atteindre les 2.8 dB environ par rapport à AAF.

De plus, on remarque que AAF a des pires performances que la non coopération 3.11 lorsque le lien ascendant est à faible SNR. Ce résultat peut être expliqué par l'amplification du bruit qui est déjà élevé (SNR inter-usager égal à 0 dB) par le relais. En conséquence, la destination ignore la branche (lien ascendant) du relais à faible SNR et donc l'utilisateur aurait eu plus de bits de parités sans coopération (code  $1/4$  contre  $1/2$ ).

### 3.3 Conclusion

On a étudié dans ce chapitre une implémentation du codage coopératif en utilisant les codes RCPC. Nos simulations confirment les résultats qui ont été publiés par (Hunter, 2004; Hunter, 2006a). En effet, le codage coopératif a des gains importants par rapport à la non coopération même lorsque le canal inter-usager est de mauvaise qualité et lorsque les liens ascendants sont asymétriques (SNR des liens ascendants ne sont pas égaux). De plus, on a vu que le codage coopératif offre beaucoup de flexibilité puisque les usagers peuvent changer leur degré de coopération afin de s'adapter aux conditions des canaux.

## CHAPITRE 4

### OPTIMISATION DU DEGRÉ DE COOPÉRATION DU CODAGE COOPÉRATIF

Malgré les grands avantages du codage coopératif, aucune expression ne nous permet d'obtenir le degré de coopération optimal qui varie en fonction de la qualité des liens ascendants et du canal inter-usager. En effet, même si on connaît les statistiques du canal au transmetteur, on ne peut pas garantir des performances optimales car le degré de coopération optimal est inconnu. De plus, aucun algorithme n'existe dans la littérature afin d'adapter le taux de codage des usagers dans la première phase de coopération et donc d'adapter le degré de coopération des usagers aux conditions des canaux. Il est important de noter qu'il existe un compromis entre les longueurs  $N_1$  et  $N_2$  du mot de code, c'est-à-dire entre la taille des séquences transmises dans les première et deuxième phases de coopération. En effet, augmenter la taille de  $N_1$  (moins de perforation) augmente la probabilité d'être décodé correctement par le relais mais diminue le nombre de bits de parité qu'un usager peut transmettre pour son partenaire. Augmenter la probabilité d'être décodé correctement par son partenaire augmente les chances de l'utilisateur de bénéficier de la diversité spatiale mais diminue les ressources que l'utilisateur peut offrir à son partenaire lorsqu'il devient relais permettant ainsi d'augmenter la diversité. Il est donc important de trouver le taux de codage dans la première phase de coopération qui optimise le compromis entre les longueurs  $N_1$  et  $N_2$ . De plus, le protocole présenté par (Hunter, 2004; Hunter, 2006a) peut mener à des comportements asymétriques entre les usagers, c'est-à-dire que pour deux usagers en coopération, seulement un bénéficie de la coopération. En conséquence, un usager est en grand avantage et l'autre est en désavantage.

On propose dans ce chapitre une approche heuristique basée sur les techniques de re-transmissions incrémentales avec les codes RCPC afin d'adapter et optimiser le degré de coopération des usagers aux conditions des canaux. En utilisant un feedback sous la forme de signaux ACK/NACK du relais, chaque usager augmente de façon itérative la longueur de son mot de code dans la première phase de coopération ( $N_1$ ) jusqu'à l'obtention d'un décodage réussi au relais. Cette approche nous permet donc de minimiser  $N_1$ , la taille du mot de code dans la première phase de coopération, et de maximiser  $N_2$ , le nombre de bits de parité que chaque usager transmet pour son partenaire.

Les résultats de nos simulations sont présentés et montrent que notre approche offre toujours des meilleurs performances qu'avec un degré de coopération fixe. Les améliorations observées varient de 2 à 4 dB en fonction de la qualité des canaux.

On démontre dans la section 4.1 que 50% est le degré de coopération optimal lorsque le canal inter-usager est parfait. Dans la section 4.2 on décrit le modèle de notre système. Dans 4.3 on donne une description de notre protocole qu'on appelle *Adaptive Coded Cooperation* ou Codage Coopératif Adaptatif. La partie 4.4 présente les résultats numériques et des comparaisons entre notre protocole et le codage coopératif. La partie 4.5 conclut le chapitre.

#### 4.1 Degré de coopération optimal

Nous avons vu dans le chapitre précédent que le degré de coopération optimal change avec chaque nouvelle réalisation du canal. Jusqu'à présent, aucune expression nous permet de connaître le degré de coopération optimal en fonction de la qualité des liens ascendants et du canal inter-usager. En effet, ce problème reste un problème ouvert pour les chercheurs. Cependant un résultat intéressant peut être déduit en analysant la probabilité d'erreur par pair PEP lorsqu'on est dans le cas où les deux usagers se décodent

toujours correctement. Dans sa thèse de doctorat Hunter publie (Hunter, 2004) que la probabilité d'avoir  $d$  bits codés en erreur à la destination est :

$$P(d) \leq \frac{1}{2} \left( \frac{1}{1 + d_1 \Gamma_{10}} \right) \left( \frac{1}{1 + d_2 \Gamma_{20}} \right) \quad (4.1)$$

où  $d_1$  et  $d_2$  sont les portions de bits codés en erreur transmis par les canaux des usagers 1 et 2, respectivement (noter que  $d = d_1 + d_2$  est le nombre total de bits codés en erreur). De plus,  $\Gamma_{10}$  et  $\Gamma_{20}$  représentent les SNR moyens des liens ascendants. Si on suppose que les liens ascendants sont égaux et pour un SNR moyen élevé, on peut simplifier 4.1 pour avoir

$$P(d) \leq \frac{1}{\Gamma^2 d_1 d_2} \quad (4.2)$$

En conséquence,  $P(d)$  atteint son minimum lorsque  $d_1 d_2$  est maximum, ce qui se produit lorsque  $d_1 = d_2 = d/2$ .

Les simulations montrent qu'en général la relation entre  $d_1$  et  $N_1$ , et  $d_2$  et  $N_2$  n'est pas linéaire. Cependant dans l'article (Hunter, 2003), Hunter et Nosratinia supposent que  $d_1/d_2 \simeq N_1/N_2$  en raison de la forte corrélation entre  $d_1/d_2$  et  $N_1/N_2$ . En conséquence, lorsque les usagers coopèrent toujours, la PEP est minimisée pour  $N_1 = N_2 = N/2$ . On conclut donc que lorsque les usagers coopèrent toujours, c'est à dire lorsque le canal inter-usager est parfait, le degré de coopération optimal est de 50%.

## 4.2 Modèle et description du système

On considère toujours deux usagers qu'on appelle usager 1 et usager 2 qui coopèrent afin de transmettre vers une destination commune qu'on appelle station de base (BS). On conserve les mêmes hypothèses que pour le codage coopératif décrit dans le chapitre précédent et on présente dans cette section des hypothèses supplémentaires qui permet-

tront à notre protocole de surpasser les performances du codage coopératif.

Le nombre de bits codés  $N_1$  qu'un usager transmet pour lui-même et le nombre de bits de parité qu'il transmet pour son partenaire sont déterminés par le taux de codage de chaque usager dans la première phase de coopération qu'on adapte à la qualité du canal inter-usager grâce à un feedback sous la forme de signaux ACK/NACK du partenaire. Chaque usager transmet  $N_1 = K/R^*$  bits codés pour lui-même dans la première phase de coopération où  $K$  est le nombre de bits d'informations à la source et  $R^*$  est le taux de codage optimisé dans la première phase de coopération et  $N_2 = N - N_1$  bits codés pour son partenaire dans la deuxième phase de coopération. Noter que chaque usager transmet toujours après les deux phases de coopération  $N = N_1 + N_2$  bits codés. On suppose aussi que le lien de retour entre les usagers est parfait, c'est-à-dire le canal ne corrompra jamais les messages ACK/NACK. Les différents taux de codage qu'un usager peut atteindre dans la première phase de coopération sont donnés par

$$R_k = \frac{P}{P + l_k} \quad (4.3)$$

où  $P$  correspond à la période de perforation du code mère de taux  $R = 1/V$  (donc 1 bit d'information correspond à  $V$  bits codés),  $l_k$  correspond au nombre de bits codés dans chaque période de perforation et  $k = 1, 2, \dots, k_{max}$  étant le nombre de transmissions. Noter que pour  $k = k_{max}$ , le plus faible taux de codage est atteint, donc  $R_k(n) = 1/V$ .

### 4.3 Codage coopératif adaptatif

Un compromis peut être observé entre réduire le taux de codage dans la première phase de coopération (ce qui augmente la taille de  $N_1$ ) et le nombre de bits de parité  $N_2$  qu'un usager peut transmettre pour son partenaire. En effet, augmenter la taille de  $N_1$  augmente la probabilité d'être décodé correctement par le relais et donc de bénéficier de la diversité

spatiale mais diminue le nombre de bits de parité qu'un usager peut transmettre pour son partenaire par ce canal différent pour créer de la diversité. Il est donc important de trouver le meilleur taux de codage dans la première phase de coopération, celui qui optimise le compromis entre  $N_1$  et  $N_2$ .

Notre protocole est inspiré par l'idée des redondances incrémentales dans les systèmes ARQ/FEC avec les codes RCPC (Hagenauer, 1988; Kallel, 1992; Haccoun, 1989). On suppose que le taux de codage mère est de  $1/V$  ( $V \geq 2$ ) et on suppose que chaque usager transmet sa première trame avec un taux de codage  $R_1 = 2/V$  ce qui est équivalent à un degré de coopération de 50% puisque  $N_1 = N_2 = KV/2$  ( $K$  étant le nombre de bits d'informations à la source). On choisit de commencer la transmission avec un taux de codage de  $2/V$  car il a été démontré que le degré de coopération optimal est de 50% lorsque le canal inter-usager est parfait. Lorsque le canal inter-usager se dégrade, un mot de code avec un plus grand pouvoir de correction est alors nécessaire dans la première phase de coopération afin de s'assurer que le relais décode son partenaire sans erreur. Notez qu'augmenter le pouvoir de correction du mot de code dans la première phase de coopération (augmenter  $N_1$ ) est équivalent à diminuer le taux de codage dans la première phase de coopération et donc de diminuer le degré de coopération. Après avoir reçu le message du partenaire, le relais décode le message (décodage de Viterbi) et vérifie le code CRC pour des erreurs. Si le message est décodé sans erreur, le relais informe son partenaire via un signal ACK qu'aucune retransmission n'est nécessaire. Dans le cas d'erreurs, le relais transmet un signal NACK à son partenaire indiquant que des bits de parité supplémentaires sont nécessaires. L'usager réduit alors son taux de codage dans la première phase de coopération en transmettant  $K(l_k - l_{k-1})/P$  bits de parité (bits perforés qui n'ont pas encore été transmis) où  $P/(P + l_k)$  est le nouveau taux de codage dans la première phase de coopération. La valeur de  $k$  est augmentée à chaque fois qu'une retransmission est demandée avec  $k = 2, 3, \dots, k_{max}$ . Un usager continue à transmettre ses bits perforés jusqu'à ce qu'il reçoive un signal ACK du relais



ou lorsqu'il atteint le plus faible taux de codage (taux de codage mère), c'est-à-dire pour  $k = k_{max}$ . On décrit maintenant les différents scénarios qui peuvent se produire dans notre protocole.

On suppose que l'utilisateur 1 reçoit un signal ACK dans la première phase de coopération avec un taux de codage  $R_{c1}$  et l'utilisateur 2 reçoit un signal ACK dans la première phase de coopération avec un taux de codage  $R_{c2}$ .

Trois sous-cas peuvent se produire dans le cas où les deux utilisateurs coopèrent.

$$R_{c1} = R_{c2}$$

Dans ce cas, les deux utilisateurs ont le même taux de codage dans la première phase de coopération lorsqu'ils reçoivent un signal ACK de leur partenaire. En conséquence, chaque utilisateur transmet  $N - K/R_{c1} = N - K/R_{c2}$  bits de parité pour son partenaire.

$$R_{c1} < R_{c2}$$

L'utilisateur 1 peut transmettre  $N - K/R_{c1}$  bits de parité pour l'utilisateur 2 et l'utilisateur 2 peut transmettre  $N - K/R_{c2}$  bits de parité pour l'utilisateur 1 où  $N - K/R_{c2} > N - K/R_{c1}$ . Il est clair que l'utilisateur 1 a un avantage sur l'utilisateur 2, puisque l'utilisateur 2 peut transmettre plus de bits de parité pour son partenaire que l'utilisateur 1. Afin que notre système soit équitable pour les deux utilisateurs, l'utilisateur 2 transmet ses propres bits de parité supplémentaires jusqu'à ce que son taux de codage dans la première phase de coopération atteigne  $R_{c2} = R_{c1}$ . Chaque utilisateur transmet alors le même nombre de bits de parité pour son partenaire, c'est à dire  $N - K/R_{c1} = N - K/R_{c2}$ .

$$R_{c1} > R_{c2}$$

Identique qu'au cas précédent sauf qu'on inverse les rôles de l'utilisateur 1 et l'utilisateur 2.

D'autre part, les usagers ne coopèrent plus lorsqu'au moins un usager atteint son plus faible taux de codage. En conséquence, chaque usager transmet  $N = KV$  bits codés pour lui-même et aucun des usagers ne bénéficie de la diversité spatiale.

Il est clair que le protocole proposé est équitable puisque les usagers ont des comportements symétriques. De même, les cas 3 et 4 où seulement un usager est avantageé sont éliminés. Il est important de noter que les usagers ne coopèrent pas uniquement lorsque le canal inter-usager rentre dans un évanouissement profond.

La figure 4.1 montre une comparaison entre notre protocole et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant une transmission en TDMA (c'est à dire que la transmission des usagers est séparée dans le temps). Pour le cas du codage coopératif fixe, la figure 4.1 montre que chaque usager transmet dans la première phase de coopération un mot de code de taille fixe ( $N_1$  bits codés). Après avoir décodé les  $N_1$  bits codés de son partenaire, un usager transmet  $N_2$  bits codés pour son partenaire dans la deuxième phase de coopération. Pour le cas du codage coopératif adaptatif, la figure 4.1 montre que chaque usager transmet dans la première phase de coopération un mot de code de taille variable ( $N_1$  bits codés). En effet, la taille de  $N_1$  est adaptée au canal inter-usager grâce aux signaux ACK et NACK du partenaire. Après avoir adapté la taille de  $N_1$  dans la première phase de coopération, chaque usager transmet les  $N_2$  bits codés de son partenaire dans la deuxième phase de coopération.

#### 4.4 Résultats numériques

On considère les mêmes hypothèses que pour le codage coopératif présenté dans le chapitre précédent afin d'avoir une comparaison équitable avec notre protocole. On utilise une famille de codes RCPC avec une mémoire  $M = 4$ , période de perforation  $P = 8$ , taux de codage mère 1/4 et  $K=128$  bits d'informations (incluant le code CRC).

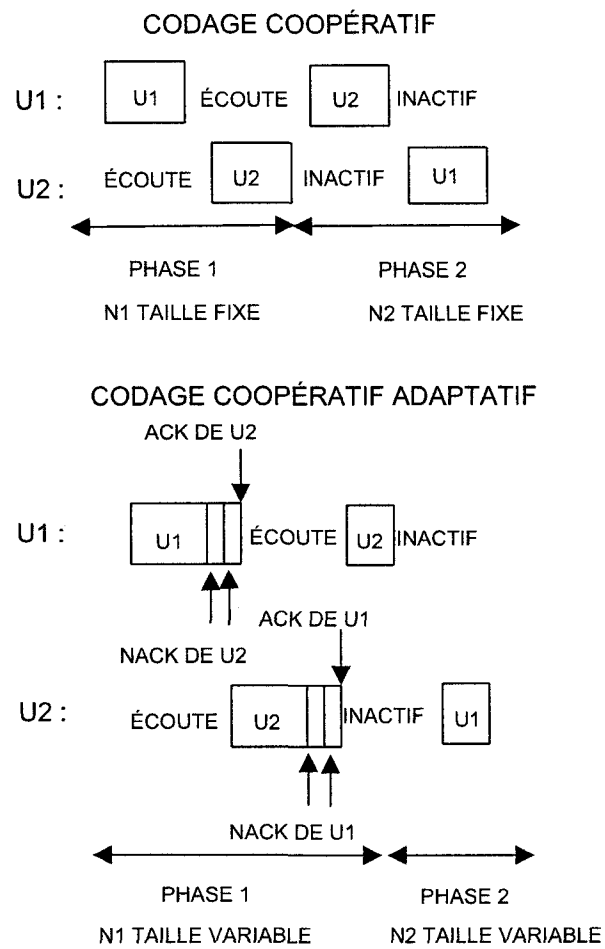


FIG. 4.1 Comparaison entre le codage coopératif avec un degré de coopération fixe et le codage coopératif adaptatif en supposant un système TDMA

TAB. 4.1 Matrices de perforations et taux de codage dans la première phase de coopération

$R_1$	$R_2$	$R_3$	$R_4$	$R_5$	$R_6$	$R_7$	$R_8$	$R_9$
1/2	4/9	4/10	4/11	1/3	4/13	2/7	4/15	1/4
11111111	11111111	11111111	11111111	11111111	11111111	11111111	11111111	11111111
11111111	11111111	11111111	11111111	11111111	11111111	11111111	11111111	11111111
00000000	10001000	11001100	11101110	11111111	11111111	11111111	11111111	11111111
00000000	00000000	00000000	00000000	00000000	10001000	10101010	11101110	11111111

On considère 9 matrices de perforations qui résultent en 9 taux de codage différents dans la première phase de coopération donnés dans le tableau 4.1. À noter que dans notre exemple, à chaque fois que le relais demande une retransmission, l'utilisateur transmet  $K/R_k - K/R_{k-1} = 32$  bits de parité (ses bits perforés) pour  $k = 2, 3, \dots, 9$  et  $l_k = 8 + 2(k - 1)$ . Par exemple, lorsque l'utilisateur reçoit un NACK du relais après sa première transmission ( $R_1=1/2$ ), il envoie 32 de ses bits perforés ce qui baisse son taux de codage de 1/2 à 4/9. Le nombre maximal de retransmissions dans notre exemple est de 8. On compare les performances de notre protocole avec 50% et 25% de coopération, où 50% représente un haut degré de coopération ( $R_1=1/2$ ) et 25% représente un faible degré de coopération ( $R_5=1/3$ ).

#### 4.4.1 Canal inter-usager réciproque

La figure 4.2 illustre le BER de notre protocole en supposant un canal inter-usager réciproque de 0 dB. On remarque que notre protocole offre un gain qui peut atteindre les 6 dB sur la non-coopération et est plus proche des performances de 25% de coopération tout en fournissant un gain qui peut atteindre les 2 dB. Ce résultat peut être expliqué par le fait que pour un mauvais canal inter-usager, un plus faible taux de codage dans la première phase de coopération augmente la probabilité d'être décodé correctement par le relais et donc augmente les chances de l'utilisateur de profiter de la diversité spatiale. La figure 4.3 montre le BER de notre protocole en supposant un canal inter-usager réciproque

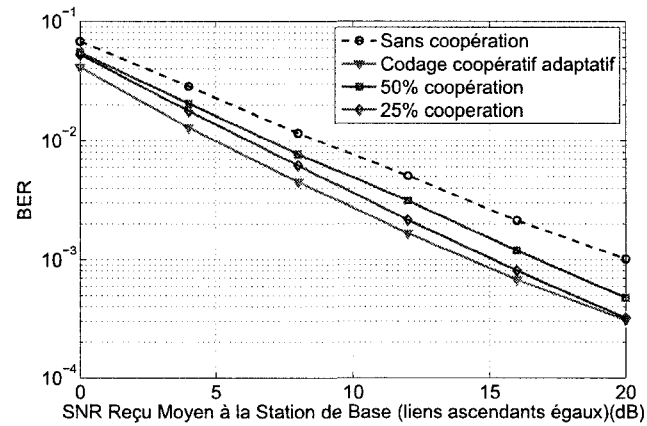


FIG. 4.2 Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager réciproque de 0 dB et des liens ascendants égaux

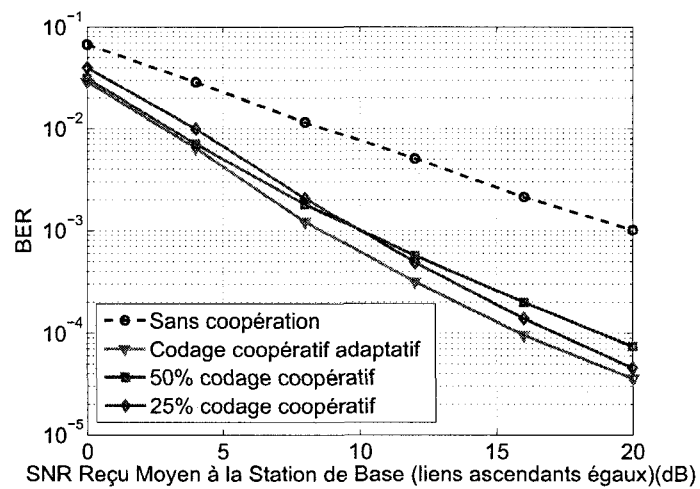


FIG. 4.3 Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux

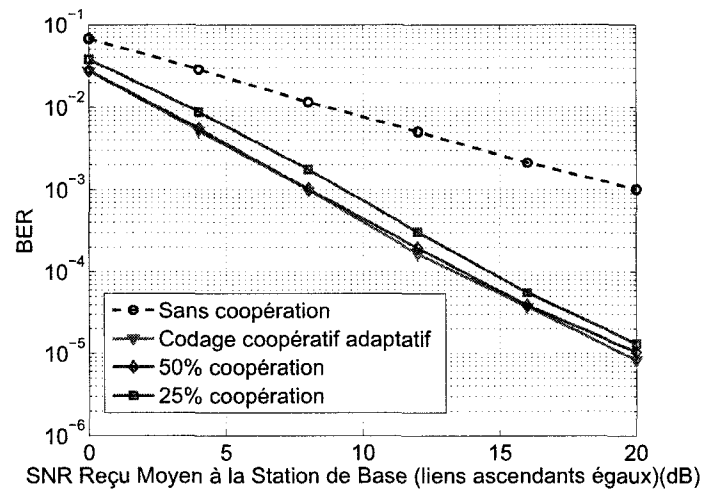


FIG. 4.4 Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager réciproque de 20 dB et des liens ascendants égaux

de 10 dB. On remarque que lorsque le SNR moyen du lien ascendant est entre 0 et 10 dB, les performances de notre protocole sont plus proches de 50% coopération tout en ayant un gain qui peut atteindre 2 dB. Par contre lorsque le SNR moyen du lien ascendant est compris entre 10 et 20 dB, notre protocole est plus proche de 25% tout en fournissant un gain qui peut atteindre les 2 dB. De plus, on remarque un gain qui peut atteindre les 12 dB par rapport à la non-coopération. La figure 4.3 illustre un exemple parfait de la flexibilité de notre protocole et sa capacité à s'adapter aux conditions des canaux. En effet, lorsque le canal inter-usager est fort (comparé au lien ascendant), plus de coopération est favorable et notre protocole tend (tout en ayant de meilleures performances) vers le codage coopératif avec un degré de coopération élevé. Par contre, lorsque le canal inter-usager est faible (comparé au lien ascendant), moins de coopération est désirable et notre protocole tend (tout en ayant de meilleures performances) vers le codage coopératif avec un degré de coopération faible. La figure 4.4 montre le BER de notre protocole en supposant un canal réciproque inter-usager de 20 dB. On note que les performances de notre protocole sont légèrement supérieures aux performances de 50% de coopération. Ce résultat

TAB. 4.2 Probabilités des taux de codage dans la première phase de coopération en supposant un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux

inter-usager	$R_1$	$R_2$	$R_3$	$R_4$	$R_5$	$R_6$	$R_7$	$R_8$	$R_9$
dB	1/2	4/9	4/10	4/11	1/3	4/13	2/7	4/15	1/4
0	0.506	0.0668	0.0452	0.0356	0.0308	0.0251	0.0214	0.0186	0.2505
10	0.9324	0.0124	0.0076	0.0056	0.0045	0.0036	0.0029	0.0025	0.0286
20	0.9911	0.0016	0.001	0.0007	0.0006	0.0005	0.0004	0.0003	0.0037

n'est pas surprenant car pour un canal inter-usager parfait, 50% de coopération produit des performances optimales. Puisque un canal de 20 dB est considéré comme un canal d'excellente qualité, notre protocole tend vers les performances de 50% de coopération.

Le tableau 4.2 présente les probabilités (moyenne sur toutes les valeurs du SNR du lien ascendant) des taux de codage dans la première phase de coopération en supposant un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux. On remarque que lorsque le canal-inter-usager devient meilleur, la probabilité d'avoir un taux de codage 1/2 dans la première phase de coopération s'améliore nettement. En effet, les simulations montrent que lorsque le canal inter-usager s'améliore, un degré de coopération de 50% devient favorable. De plus, on remarque que lorsque le canal inter-usager est à 0 dB, c'est à dire très faible, la probabilité d'atteindre le code mère 1/4 est d'environ 25%. En conséquence, la probabilité de non coopération est d'environ 25% lorsque le canal inter-usager est à 0 dB. Il est important de noter que la probabilité de non coopération est négligeable lorsque le canal inter usager est à égal à 10 et 20 dB.

#### 4.4.2 Liens ascendants asymétriques

On suppose maintenant que les liens ascendants sont asymétriques. On fixe le SNR du lien ascendant de l'utilisateur 1 à 20 dB et on varie le SNR du lien ascendant de l'utilisateur 2 entre 0 à 20 dB. La figure 4.5 montre la supériorité de notre protocole adaptatif même lorsque les canaux ascendants sont asymétriques. En effet, on remarque que l'utilisateur

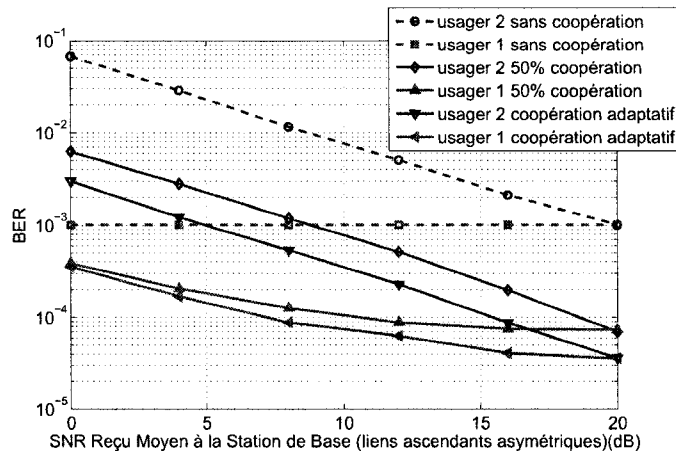


FIG. 4.5 Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants asymétriques

2 peut atteindre un gain de 4 dB par rapport à 50% de codage coopératif. On observe aussi une très forte amélioration de l'utilisateur 1 pour toutes les valeurs du SNR du lien ascendant de l'utilisateur 2. La figure 4.5 met en évidence l'importance de s'adapter aux conditions des canaux même lorsque les liens ascendants sont asymétriques. En effet, pour chaque réalisation du canal le degré de coopération optimal change, les utilisateurs doivent donc s'adapter aux changements des conditions des canaux pour optimiser leurs performances.

#### 4.4.3 Canal inter-usager non réciproque

On considère maintenant que le canal inter-usager est non-réciproque, c'est-à-dire que les canaux sont indépendants  $h_{ij} \neq h_{ji}$ .

La figure 4.6 illustre le BER de notre protocole en supposant un canal-inter usager non réciproque de 10 dB. On constate que pour un faible SNR du lien ascendant (comparé au SNR du canal inter-usager), notre protocole tend vers 50% de coopération, tan-



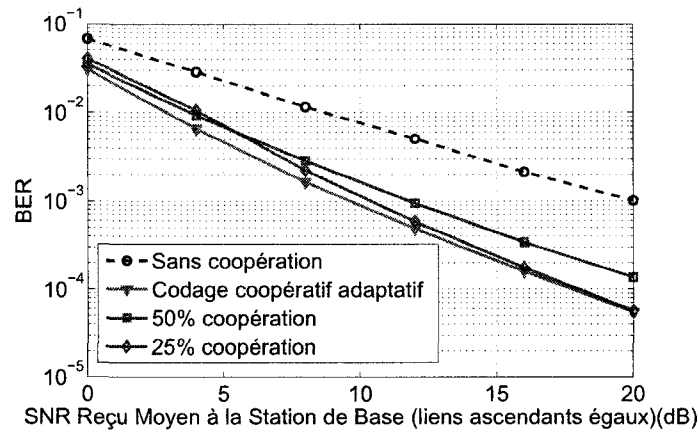


FIG. 4.6 Comparaison entre le codage coopératif adaptatif et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe en supposant un canal inter-usager non réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux

dis que pour des valeurs moyennes et élevées du SNR notre protocole tend vers 25% de coopération. On peut conclure en analysant la figure 4.6 que les performances de notre protocole sont plutôt plus proches de 25% de coopération, donc un faible degré de coopération. La raison principale est qu'un faible taux de codage dans la première phase de coopération diminue la probabilité d'avoir des comportements asymétriques des usagers ce qui dégrade les performances (les cas 3 et 4).

#### 4.5 Conclusion

Nous avons présenté dans ce chapitre un nouveau protocole qui nous permet d'optimiser le degré de coopération du codage coopératif pour chaque réalisation du canal. Notre protocole est basé sur un feedback (lien de retour) sous la forme de signaux ACK/NACK entre les usagers. Le protocole présenté est très flexible et fournit une méthode simple pour optimiser les performances des usagers. En effet, l'approche heuristique qu'on a utilisé nous a permis de trouver le taux de codage maximal dans la première phase

de coopération permettant aux usagers de maximiser le nombre de bits de parité qu'ils peuvent envoyer pour leur partenaire dans la deuxième phase de coopération. De plus, notre protocole élimine les cas 3 et 4 où les usagers ont des comportements asymétriques. En conséquence, avec notre protocole, les usagers ont toujours le même comportement.

## CHAPITRE 5

### OPTIMISATION DU DÉBIT ET DES PERFORMANCES D'ERREUR DU CODAGE COOPÉRATIF

On a présenté dans le chapitre précédent une technique basée sur les retransmissions incrémentales et qui nous permet d'adapter le degré de coopération des usagers aux conditions des canaux. Malgré les grands gains et la flexibilité de notre protocole, le relais transmet toujours tous les bits de parité de son partenaire et le débit (c'est-à-dire la vitesse de transmission) est toujours constant et égal au taux de codage mère. Cette approche n'utilise pas judicieusement les degrés de libertés du système, surtout à haut SNR. En effet, lorsque le lien ascendant a un SNR élevé, le relais n'a pas besoin (la plupart du temps) d'envoyer de bits de parité pour son partenaire.

Afin de maximiser le débit et de minimiser le taux d'erreurs, on propose d'étendre les idées présentées dans le chapitre précédent en considérant un lien de retour entre la station de base (ou la destination) et les usagers. En conséquence, afin d'optimiser les performances, on considère un lien de retour entre les usagers qui nous permet de minimiser la taille de  $N_1$  et un lien de retour entre la station de base et les usagers qui nous permet de minimiser la taille de  $N_2$ .

Dans (Tarasak, 2005), les auteurs utilisent des concepts similaires à ceux présentées par Hagenauer (Hagenauer, 1988) en utilisant un relais. En effet, lorsque la destination est incapable de décoder le mot de code perforé d'un usager, le relais transmet les bits de parité supplémentaires (i.e. les bits codés perforés) afin d'augmenter le pouvoir de correction du code.

Cependant, le protocole présenté dans (Tarasak, 2005) ne s'applique que lorsque le canal

inter-usager est réciproque. De plus, l'approche décrite n'optimise ni les performances ni le débit dû au manque de feedback entre les usagers. On propose donc dans ce chapitre d'optimiser la taille des trames ( $N_1$  et  $N_2$ ) transmises dans les première et deuxième phases de coopération. En adaptant la taille de  $N_1$  (comme on l'a décrit dans le chapitre précédent) dans la première phase de coopération, l'utilisateur augmente sa probabilité d'être décodé correctement par son partenaire ou la destination et ainsi de bénéficier de la diversité, tout en maximisant le nombre de bits de parité qu'il peut transmettre pour son partenaire. En utilisant un feedback sous la forme de signaux ACK/NACK de la destination, chaque usager minimise le nombre de bits de parité qu'il transmet à son partenaire (ou lui même dans le cas de la non coopération) dans la deuxième phase de coopération. En conséquence, ajouter un lien de retour de la destination permet aux usagers d'améliorer leur débit et donc d'augmenter leur vitesse de transmission.

Les résultats de nos simulations démontrent une amélioration importante du débit comparée au codage coopératif avec un débit fixe. De plus, les résultats démontrent que notre protocole possède des performances presque similaires lorsque les usagers ont un canal inter-usager réciproque et non réciproque. À noter que dans le cas du codage coopératif, la différence de performances entre un canal inter-usager réciproque et non réciproque pouvait atteindre les 2.5 dB.

On décrit dans la section 5.1 le modèle de notre système. Dans la section 5.2 on donne une description de l'algorithme qui nous permet d'optimiser le débit et les performances. La section 5.3 présente les résultats numériques et des comparaisons entre notre protocole et le codage coopératif avec un degré de coopération fixe. La partie 5.4 conclut le chapitre.

### 5.1 Modèle et description du système

Les hypothèses décrites dans les deux chapitres précédents sont conservées afin d'établir une comparaison équitable. De plus, le nombre de bits codés qu'un usager transmet pour lui-même et le nombre de bits codés qu'il transmet pour son partenaire sont adaptés aux conditions des canaux à l'aide d'un feedback sous la forme de signaux ACK/NACK transmis par la destination et le relais.

Chaque usager transmet dans les deux phases de coopération un nombre total de  $N_1^* + N_2^* \leq N$  bits codés, où  $N_1^*$  est le nombre de bits codés optimisé qu'un usager transmet pour lui-même dans la première phase de coopération et  $N_2^*$  est le nombre de bits codés optimisé qu'un usager transmet pour son partenaire dans la deuxième phase de coopération (ou pour lui-même dans le cas de la non coopération). À noter que le nombre maximal de bits qu'un usager peut transmettre après les deux phases de coopération est  $N = K \times V$  bits codés où  $1/V$  est le taux de codage mère et  $K$  est le nombre de bits d'informations à la source. Dans le cas du codage coopératif fixe et dans notre approche dans le chapitre précédent, le taux de codage après les deux phases de coopération était fixe et toujours égal au code mère  $1/V$ , donc le nombre de bits codés transmis par chaque usager était fixe à  $N = K \times V$  bits codés. Notre objectif dans ce chapitre est de minimiser  $N$  tout en optimisant le débit et les performances d'erreur.

On suppose un lien de retour parfait entre les usagers et entre la destination et les usagers. Les différents taux de codage que les usagers peuvent atteindre après les deux phases de coopération sont

$$R_k = \frac{P}{P + l_k} \quad (5.1)$$

où  $P$  est la période de perforation du taux de codage mère  $1/V$  et  $l_k$  est le nombre total de bits codés (de parité) dans chaque période de perforation où  $k = 1, 2, \dots, k_{max}$  est le nombre de transmissions. Noter que pour  $k = k_{max}$ , on atteint le plus faible taux

de codage, donc le taux de codage mère. On utilise la définition du débit normalisée (Hagenauer, 1988)

$$\overline{T}_i = \frac{P}{P + l_{av}} \quad (5.2)$$

pour l'utilisateur  $i \in \{1, 2\}$  où  $l_{av}$  est le nombre moyen de bits codés (de parité) dans une période de perforation  $P$ . Il est important de noter que (5.2) représente le taux de codage (en moyenne) de chaque usager après les deux phases de coopération ("taux de codage effectif").

## 5.2 Optimization des performances et du débit

On a vu dans le chapitre précédent qu'il existe un compromis entre baisser le taux de codage dans la première phase de coopération, ce qui augmente  $N_1$ , et le nombre de bits de parité  $N_2$  qu'un usager peut transmettre pour son partenaire. Le but de notre protocole dans ce chapitre est de trouver le nombre de bits codés  $N_1$  minimal dans la première phase de coopération, assurant que le relais ou la station de base décode le message de l'utilisateur sans erreur et puisse ainsi fournir de la diversité à l'utilisateur. En minimisant  $N_1$ , l'utilisateur maximise alors les ressources disponibles pour le relayage. De plus, le protocole cherche à maximiser le débit en minimisant le nombre de bits de parité qu'un usager transmet pour son partenaire dans la deuxième phase de coopération. Dans le cas où la station de base décode un usager correctement dans la première phase de coopération, le relais ne transmet alors aucun bit de parité dans la deuxième phase de coopération.

On conserve les mêmes hypothèses présentées dans le chapitre précédent. On suppose un taux de codage mère de  $1/V$  ( $V \geq 2$ ) et on suppose que chaque usager transmet sa première trame dans la première phase de coopération avec un taux de codage  $R_1 = 2/V$  ce qui résulte en un degré de coopération de 50% ( $N_1 = N_2 = KV/2$ ). Après avoir reçu

le message de l'utilisateur, le relais et la destination décodent le message et vérifient le code CRC pour détecter la présence d'erreurs. Si aucune erreur n'est détectée à la destination, la station de base informe l'utilisateur qu'aucune retransmission n'est nécessaire. Il est important de noter que l'utilisateur ignore les signaux ACK/NACK du relais lorsqu'il est décodé correctement par la station de base. En d'autres mots, le relayage n'est pas nécessaire lorsque la station de base décode l'utilisateur correctement. Dans le cas où le relais et la station de base sont incapables de décoder correctement le message de l'utilisateur, ils informent l'utilisateur via un signal NACK que des bits de parité supplémentaires sont nécessaires afin d'augmenter le pouvoir de correction du code. En conséquence, l'utilisateur baisse son taux de codage dans la première phase de coopération en transmettant  $K(l_k - l_{k-1})/P$  bits de parité et  $P/(P + l_k)$  devient son nouveau taux de codage dans la première phase de coopération. La valeur de  $k$ , est augmentée à chaque fois qu'une retransmission est demandée où  $k = 2, 3 \dots, k_{max}$ . À Noter que chaque utilisateur continue à transmettre des bits de parité pour lui même dans la première phase de coopération afin d'augmenter le pouvoir de correction de son mot de code jusqu'à ce qu'il obtienne un signal ACK du relais ou de la BS. Dans le cas où l'utilisateur reçoit un signal ACK des deux, l'utilisateur ignore le signal ACK du relais car son message a été décodé sans erreur au BS.

On suppose que l'utilisateur 1 reçoit un signal ACK de son partenaire ou de la BS avec un taux de codage  $R_{c1}$  et que l'utilisateur 2 reçoit un signal ACK de son partenaire ou de la BS avec un taux de codage  $R_{c2}$ . En conséquence,  $R_{ci}$  est le taux de codage de la première phase de coopération de l'utilisateur  $i$ . Chaque utilisateur transmet alors de façon incrémentale les bits de parité de son partenaire (ou les siens dans le cas de la non coopération) dans la deuxième phase de coopération jusqu'à la réception d'un ACK de la BS afin de maximiser le débit. Un utilisateur transmet tous les bits de parité de son partenaire (ou les siens) lorsque la station de base est incapable de décoder son message et  $k = k_{max}$ . La figure 5.1 montre une comparaison entre notre protocole et le codage coopératif

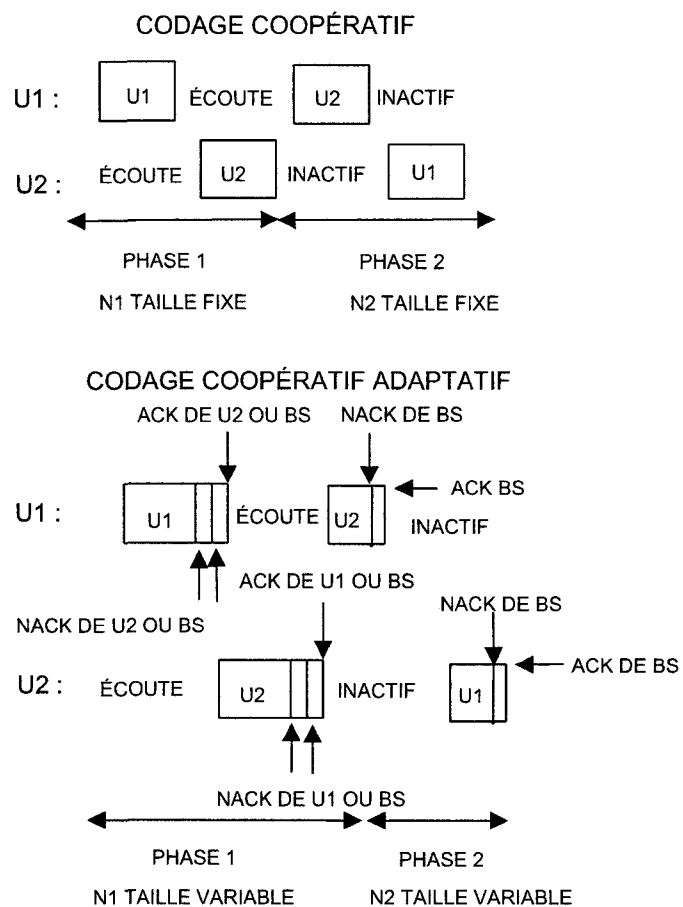


FIG. 5.1 Comparaison entre le codage coopératif avec un degré de coopération fixe et le codage coopératif adaptatif en supposant un lien de retour de la BS et du partenaire et en supposant un système TDMA



TAB. 5.1 La combinaison des signaux ACK/NACK\* de la BS et du relais qui produisent les cas 1 à 9

Relais / BS	$A_1^{BS} A_2^{BS}$	$A_1^{BS} N_2^{BS}$	$N_1^{BS} A_2^{BS}$	$N_1^{BS} N_2^{BS}$
$A_1^R A_2^R$	Cas 1	Cas 7	Cas 8	Cas 9
$A_1^R N_2^R$	Cas 1	Cas 5	Cas 8	Cas 3
$N_1^R A_2^R$	Cas 1	Cas 7	Cas 6	Cas 4
$N_1^R N_2^R$	Cas 1	Cas 5	Cas 6	Cas 2

avec un degré de coopération fixe. En effet, la figure 5.1 montre que notre protocole augmente d'une façon itérative la taille de  $N_1$  dans la première phase de coopération grâce aux signaux ACK/NACK provenant de la station de base et du relais. Après avoir adapté la taille de  $N_1$  dans la première phase de coopération, la figure 5.1 montre que chaque usager transmet d'une façon incrémentale les  $N_2$  bits codés de son partenaire jusqu'à l'obtention d'un signal ACK de la station de base.

Après chaque transmission, un usager attend un signal ACK/NACK de la BS et du relais. On dénote par  $NACK^*$  la situation où l'accusé de réception final est reçu par l'utilisateur. Puisqu'il y a deux usagers qui coopèrent, 16 cas peuvent se produire à la fin de la première phase de coopération. Par exemple, l'utilisateur 1 reçoit un ACK de la BS et un  $NACK^*$  du relais et l'utilisateur 2 reçoit un ACK de la BS et un ACK du relais. En réalité, un usager ignore le signal ACK/NACK du relais lorsqu'il est décodé correctement par la BS. En conséquence notre protocole peut être caractérisé par seulement les 9 cas décrits ci-dessous.

Le tableau 5.1 montre les différentes combinaisons des signaux ACK/NACK\* de la BS et du relais qui produisent les 9 cas analysés ci-dessous. Pour  $i \in \{1, 2\}$ ,  $A_i^{BS}$  et  $N_i^{BS}$  correspondent respectivement aux signaux ACK et  $NACK^*$  de la BS à l'utilisateur  $i$ . De plus,  $A_i^R$  et  $N_i^R$  correspondent respectivement aux signaux ACK et  $NACK^*$  du relais à l'utilisateur  $i$ . À noter que les signaux ACK/NACK\* du tableau 5.1 ne correspondent pas à la réponse de la BS et du relais à chaque itération mais représentent l'accusé de réception

final transmis par chacun.

*Cas 1 : La destination décode l'utilisateur 1 et l'utilisateur 2 correctement*

Aucun relayage n'est nécessaire. Le débit de chaque utilisateur est égal au taux de codage de chaque utilisateur dans la première phase de coopération, c'est à dire  $T_i = R_{ci}$  pour  $i \in \{1, 2\}$ .

*Cas 2 : Utilisateur 1 et utilisateur 2 atteignent leur plus faible taux de codage sans recevoir un signal ACK de la BS ou du relais*

Le débit de chaque utilisateur est égal à  $1/V$  (taux de codage mère) et le message de chaque utilisateur est accepté en erreur.

*Cas 3 : Utilisateur 1 reçoit un signal ACK du relais (et NACK\* de la BS) et utilisateur 2 atteint son plus faible taux de codage sans recevoir un signal ACK de la BS ou du relais.*

Le message de l'utilisateur 2 est accepté en erreur et  $T_2 = 1/V$ . L'utilisateur 1 ne coopère pas et transmet ses propres bits de parité de façon incrémentale.

*Cas 4 : Utilisateur 2 reçoit un signal ACK du relais (et NACK\* de la BS) et utilisateur 1 atteint son plus faible taux de codage sans recevoir un signal ACK de la BS ou du relais.*

Identique au cas 3 sauf que les rôles de l'utilisateur 1 et l'utilisateur 2 sont inversés.

*Cas 5 : Utilisateur 1 est décodé correctement de la BS et utilisateur 2 atteint son plus faible taux de codage sans recevoir un signal ACK de la BS ou du relais*

Le message de l'utilisateur 2 est accepté en erreur et  $T_2 = 1/V$ . De plus, le débit de l'utilisateur 1 est égal au débit de la première phase de coopération, donc  $T_1 = R_{c1}$ .

*Cas 6 : Utilisateur 2 est décodé correctement de la BS et utilisateur 1 atteint son plus faible taux de codage sans recevoir un signal ACK de la BS ou du relais*

Identique au cas 5 sauf qu'on inverse les rôles de l'utilisateur 1 et l'utilisateur 2.

Les cas 1 à 6 ont décrit des scénarios non coopératifs. On décrit ci-dessous les cas où au moins un utilisateur coopère. On suppose que  $R_{c1}$  et  $R_{c2} \neq 1/V$ . Dans le cas où  $R_{c1}$  ou  $R_{c2} = 1/V$ , les deux utilisateurs retournent à la non coopération et si un des utilisateurs à un taux de codage  $R_i \neq 1/V$ , alors il transmet ses propres bits de parité de façon incrémentale.

*Cas 7 : Utilisateur 1 décodé correctement de la BS et utilisateur 2 décodé correctement du relais (NACK\* de la BS)*

Le débit de l'utilisateur 1 est égal au taux de codage de la première phase de coopération, donc  $T_1 = R_{c1}$ . De plus, l'utilisateur 1 est au service de l'utilisateur 2, c'est à dire qu'il transmet ses bits de parité de façon incrémentale.

Trois sous cas peuvent se produire :

$R_{c1} = R_{c2}$  ou  $R_{c1} > R_{c2}$  :

L'utilisateur 1 peut supporter tous les bits de parité de l'utilisateur 2 et peut transmettre de façon incrémentale jusqu'à  $N - K/R_{c2}$  bits.

$R_{c1} < R_{c2}$  :

L'utilisateur 1 ne peut pas supporter tous les bits de parité de l'utilisateur 2. L'utilisateur 1 peut transmettre de façon incrémentale jusqu'à  $N - K/R_{c1}$  bits de parité pour l'utilisateur 2. Si la destination (BS) n'arrive toujours pas à décoder le message de l'utilisateur 2 après que l'utilisateur 1 lui ait transmis  $N - K/R_{c1}$  bits de parité, l'utilisateur 2 transmet ses bits de parité manquants de façon incrémentale. En effet, l'utilisateur 2 peut alors transmettre de façon incrémentale pour lui même jusqu'à  $K/R_{c1} - K/R_{c2}$  bits de parité.

*Cas 8 : Utilisateur 2 décodé correctement de la BS et utilisateur 1 décodé correctement du*

*relais (NACK\* de la BS)*

Identique au cas 7 sauf qu'on inverse les rôles de l'utilisateur 1 et l'utilisateur 2.

*Cas 9 : Utilisateur 1 décodé correctement du relais (utilisateur 2) et utilisateur 2 décodé correctement du relais (utilisateur 1) (les deux utilisateurs reçoivent NACK\* de la BS)*

Ce cas représente une coopération totale des utilisateurs, c'est-à-dire, chaque utilisateur est à la fois source et relais. Trois sous cas peuvent se produire.

$R_{c1} = R_{c2}$  :

Chaque utilisateur peut transmettre de façon incrémentale jusqu'à  $N - K/R_{c1} = N - K/R_{c2}$  bits pour son partenaire.

$R_{c1} > R_{c2}$  :

L'utilisateur 1 peut supporter tous les bits de parité de l'utilisateur 2, c'est-à-dire l'utilisateur 1 peut transmettre de façon incrémentale jusqu'à  $N - K/R_{c2}$  bits de parité pour l'utilisateur 2. Cependant, l'utilisateur 2 ne peut pas supporter tous les bits de parité de l'utilisateur 1. En effet, l'utilisateur 2 peut transmettre de façon incrémentale jusqu'à  $N - K/R_{c2}$  bits de parité pour son partenaire (utilisateur 1). Si la destination (BS) n'arrive toujours pas à décoder le message de l'utilisateur 1 après que l'utilisateur 2 lui ait transmis  $N - K/R_{c2}$  bits de parité, l'utilisateur 1 transmet ses bits de parité manquants de façon incrémentale. En effet, l'utilisateur 1 peut transmettre de façon incrémentale pour lui-même jusqu'à  $K/R_{c2} - K/R_{c1}$  bits de parité.

$R_{c1} < R_{c2}$  :

L'utilisateur 1 ne peut pas supporter tous les bits de parité de son partenaire (l'utilisateur 2). En effet, l'utilisateur 1 peut transmettre de façon incrémentale jusqu'à  $N - K/R_{c1}$  bits de parité pour son partenaire. Si la destination (BS) n'arrive toujours pas à décoder le message de l'utilisateur 2 après que l'utilisateur 1 lui ait transmis  $N - K/R_{c1}$  bits de parité, l'utilisateur 2

transmet de façon incrémentale ses bits de parité manquants . En effet, l'utilisateur 2 peut transmettre de façon incrémentale pour lui même jusqu'à  $K/R_{c1} - K/R_{c2}$  bits de parité. L'utilisateur 2 peut transmettre de façon incrémentale tous les bits de parité de son partenaire, c'est-à-dire jusqu'à  $N - K/R_{c1}$  bits de parité pour l'utilisateur 1.

Afin d'expliquer plus clairement le fonctionnement de notre protocole, un exemple numérique est présenté ci-après.

On suppose qu'on est dans le cas 9 et que  $R_{c1} = 1/2$  et  $R_{c2} = 1/3$ , donc  $R_{c1} > R_{c2}$ . On suppose un message à la source de  $K = 128$  bits et un taux de codage mère  $R = 1/4$  ( $N = 512$ ). En conséquence, 256 bits codés de l'utilisateur 1 peuvent encore être transmis et 128 bits codés pour l'utilisateur 2. On voit clairement que l'utilisateur 1 peut transmettre toutes les bits de parité de l'utilisateur 2 (128 bits de parité). Cependant, l'utilisateur 2 ne peut pas supporter toutes les bits de parité de l'utilisateur 1. En effet, il peut seulement transmettre jusqu'à  $N - K/R_{c2} = 128$  bits de parité. Si la destination n'arrive toujours pas à décoder le message de l'utilisateur 1, ce dernier transmettra de façon incrémentale ses bits de parité manquantes, c'est-à-dire jusqu'à  $K/R_{c2} - K/R_{c1} = 128$  bits codés.

On voit clairement que notre protocole est équitable pour les deux usagers et qu'un usager n'est jamais en désavantage en coopérant puisque les deux usagers ont l'occasion de transmettre leur mot de code en entier. De plus, notre protocole optimise les tailles des mots de code transmis dans les première et deuxième phases de coopération afin d'optimiser les performances d'erreur et le débit de chaque usager.

### 5.3 Résultats numériques

On conserve les mêmes hypothèses que le chapitre précédent. De même on considère 9 matrices de perforations qui résultent en 9 taux de codage différents présentés dans le

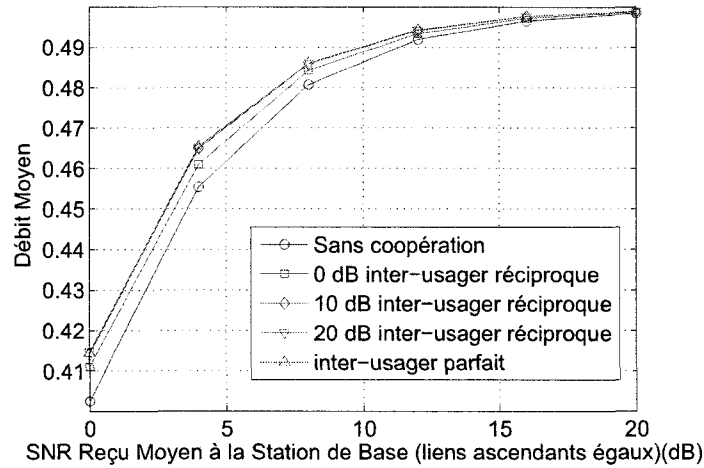


FIG. 5.2 Débit normalisé en supposant un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux.

tableau 4.1. En conséquence, les différentes valeurs de débit qu'un usager peut atteindre sont données par  $\{1/2, 4/9, 4/10, 4/11, 1/3, 4/13, 2/7, 4/15, 1/4\}$ . Il est important de noter que pour notre exemple, à chaque fois que la destination ou le relais demande une retransmission, l'utilisateur transmet  $K/R_k - K/R_{k-1} = 32$  bits de parité pour  $k = 2, 3, \dots, 9$  et  $l_k = 8 + 2(k - 1)$ . De même, le nombre maximal de retransmissions est égal à 8.

### 5.3.1 Analyse de débit

La figure 5.2 montre le débit moyen normalisé lorsque le canal inter-usager est réciproque et lorsque les liens ascendants sont égaux. À noter que puisque les liens ascendants sont égaux, les deux usagers ont le même débit et les mêmes performances. On remarque que le débit est une fonction croissante du SNR du lien ascendant. De plus, on remarque que le débit converge vers 0.5 à haut SNR, ce qui est le taux de codage de la première transmission dans la première phase de coopération. Ce résultat indique que lorsque le

lien ascendant est fort, moins de bits de parité sont nécessaires et donc les transmissions sont plus rapides. De plus, on remarque que le gain du débit décroît lorsque le canal inter-usager devient meilleur. En effet, les courbes de débit lorsque le SNR du canal inter-usager est de 10 dB, 20 dB et parfait sont presque les mêmes. D'autre part, lorsque le SNR du canal inter-usager est de 0 dB et le lien ascendant est de 0 dB, on a un débit d'environ 0.41 contre un débit fixe de 0.25 pour le codage coopératif. En effet, pour toutes les qualités des canaux, le codage coopératif à un throughput fixe, égal à son taux de codage mère.

Une remarque importante qu'on peut faire c'est qu'il n'y a pas une grande différence entre le débit d'un usager qui ne coopère pas et un usager qui coopère. En effet, il semble que le codage de canal soit suffisant pour combattre et corriger la majorité des erreurs dues au canal. Cependant, lorsque le canal rentre dans un évanouissement profond, la diversité devient alors indispensable, et dépendre d'un seul trajet dégrade fortement les performances d'erreur comme on le verra dans les figures qui suivent. Notez que si on tenait compte du débit après toutes les retransmissions (donc le taux de codage devient plus faible que le taux de codage mère) pour obtenir une trame valide à la destination, on aurait observé une plus grande différence en débit entre un système non coopératif et un système coopératif.

La figure 5.3 montre le débit moyen lorsque le canal inter-usager est non réciproque et lorsque les liens ascendants sont symétriques. On remarque que les courbes obtenues dans les figures 5.2 et 5.3 sont presque identiques.

La figure 5.4 montre le débit moyen des usagers 1 et 2 en supposant un canal inter-usager réciproque et en supposant que le lien ascendant de l'utilisateur 1 est fixé à 20 dB et que le SNR du lien ascendant de l'utilisateur 2 varie entre 0 à 20 dB. On remarque que le débit de l'utilisateur 1 est très proche de 0.5, le taux de codage de la première transmission

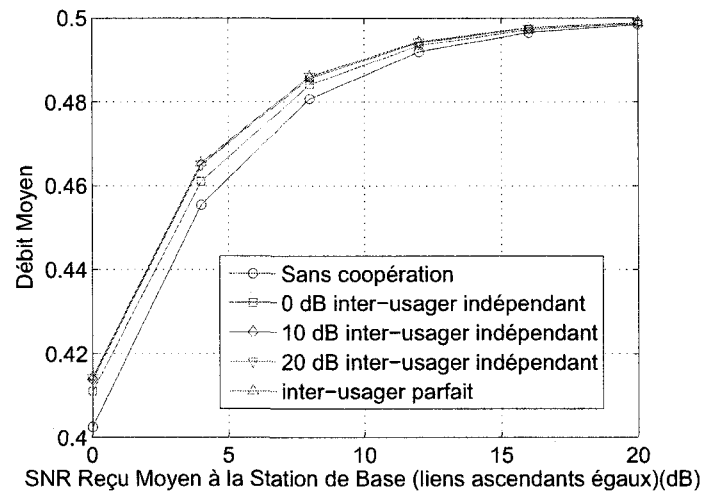


FIG. 5.3 Débit normalisé en supposant un canal inter-usager non réciproque et des liens ascendants égaux.

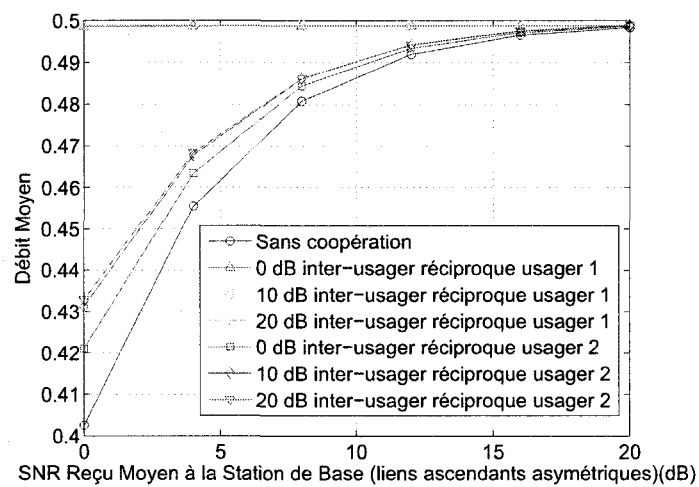


FIG. 5.4 Débit normalisé en supposant un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants asymétriques.



dans la première phase de coopération, pour toutes les valeurs du SNR du canal inter-usager. En effet, ce résultat n'est pas surprenant puisque le canal de l'utilisateur 1 est très bon, en conséquence, peu de bits de parité sont nécessaires. D'autre part, on remarque que le débit moyen de l'utilisateur 2 s'améliore significativement en coopérant avec un utilisateur ayant un très bon canal. En comparant les figures 5.4 et 5.2, on voit que le gain du débit est beaucoup plus important dans le cas asymétrique. Par exemple lorsque le canal inter-utilisateur est de 0 dB et le lien ascendant est de 0 dB, l'utilisateur 2 a un débit de 0.402 lorsqu'il ne coopère pas. Dans le cas où les liens sont symétriques, le débit est de 0.414 et pour le cas asymétrique de 0.421. De plus on remarque que la différence de gains de débit lorsque le canal inter-utilisateur devient meilleur est plus grande pour le cas de liens asymétriques. Ce résultat peut être expliqué par le fait qu'en coopérant avec un utilisateur ayant un très bon canal, l'utilisateur 2 augmente sa vitesse de transmission. Finalement, plus le canal inter-utilisateur est meilleur, et plus l'utilisateur 2 augmente ses chances de profiter du bon canal de son partenaire et donc d'augmenter sa vitesse de transmission.

### 5.3.2 Canal inter-utilisateur réciproque

On constate que lorsque le canal inter-utilisateur est réciproque, les performances d'erreur sont presque les mêmes que celles du chapitre 4.

La figure 5.5 montre les performances de notre protocole pour différentes valeurs du SNR du canal inter-utilisateur (réciproque) et en supposant des liens ascendants égaux. On voit clairement que les performances de notre système s'améliorent lorsque le SNR du canal inter-utilisateur augmente. Un point intéressant à noter est le grand gain dans les performances lorsque le canal inter-utilisateur devient meilleur. Par contre, on remarque que le gain n'est pas aussi important pour le débit comme l'indique la figure 5.2. En effet, on remarque que la différence du débit entre la non coopération et la coopération parfaite

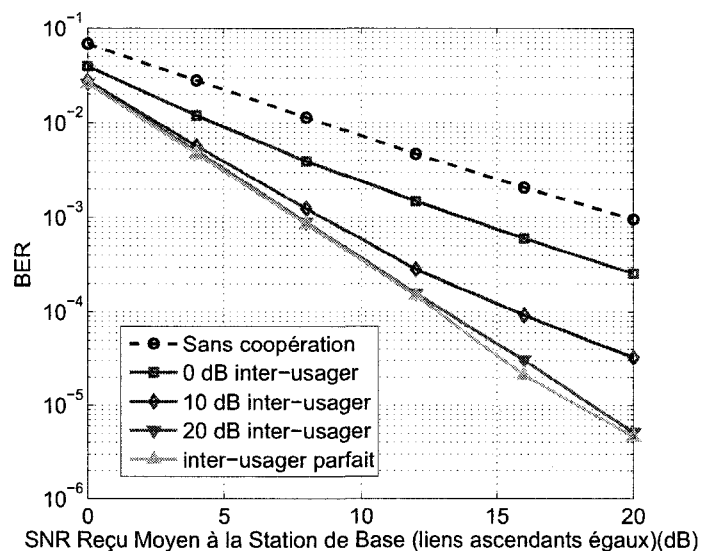


FIG. 5.5 Performance de notre protocole pour différents SNR du canal inter-usager en supposant un canal réciproque et des liens ascendants égaux

(canal inter-usager parfait) n'est pas si grande. Ce résultat peut être expliqué par le fait que la non coopération avec un taux de codage  $1/2$  suffira dans la majorité des cas pour que la destination décode le message de l'utilisateur sans erreur. Cependant, lorsque le canal rentre dans un évanouissement profond, avoir un taux de codage  $1/2$  ou  $1/4$  (taux de codage mère) va toujours résulter sans coopération en un grand nombre d'erreurs lors du décodage si on dépend d'un seul canal. En conséquence, la figure 5.5 nous montre l'importance de la diversité même si la figure 5.2 montre que la coopération n'a pas un gain drastique sur le débit par rapport à la non coopération.

Les figures 5.6, 5.7 and 5.8 illustrent la supériorité de notre protocole par rapport au codage coopératif avec un degré de coopération fixe. En effet, lorsque le canal inter-usager est de 0 dB, notre protocole tend vers 50% tout en gardant un gain qui peut atteindre les 1.7 dB. Pour un canal inter-usager de 10 dB, notre protocole tend vers 50% lorsque le lien ascendant est entre 0 et 10 dB et tend vers 25% lorsque le canal ascendant est

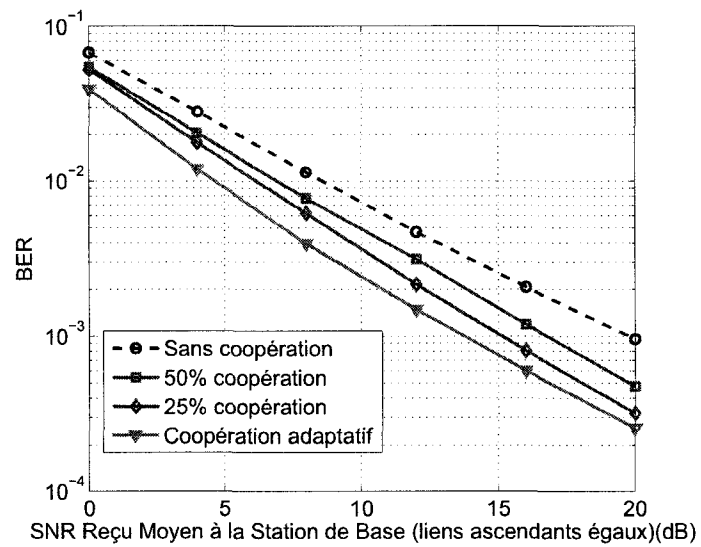


FIG. 5.6 Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager réciproque de 0 dB et des liens ascendants égaux

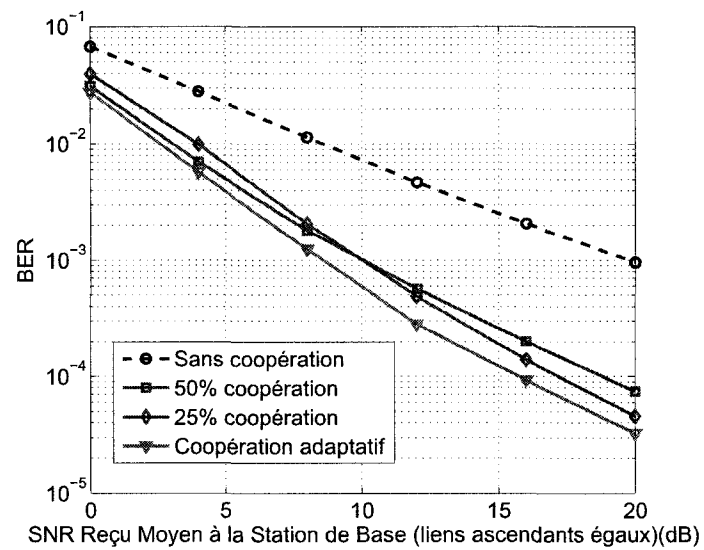


FIG. 5.7 Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux

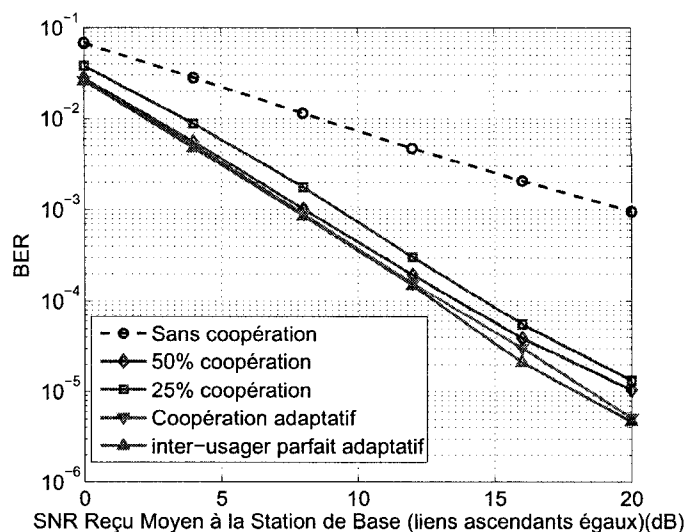


FIG. 5.8 Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager réciproque de 20 dB et des liens ascendants égaux

entre 10 et 20 dB. Notez que notre protocole dépasse 50% et 25% avec un gain qui peut atteindre 1.8 dB. Lorsque le canal inter-usager est égal à 20 dB, notre protocole a des performances très proches à 50% de coopération, tout en maintenant un petit gain.

On remarque dans cette partie que notre nouveau protocole a des performances d'erreur qui sont similaires à celles du chapitre 4 lorsque le canal inter-usager est réciproque. En effet, le protocole assure les mêmes performances d'erreur que le protocole du chapitre 4 et augmente considérablement le débit.

### 5.3.3 Canal inter-usager non réciproque

La figure 5.9 montre les gains de notre protocole lorsque le canal inter-usager est non réciproque. Encore une fois, on voit que notre protocole est supérieur à celui du codage coopératif avec un degré de coopération fixe. On remarque que les performances de notre protocole tendent plutôt vers les performances de 25% tout en maintenant un gain qui

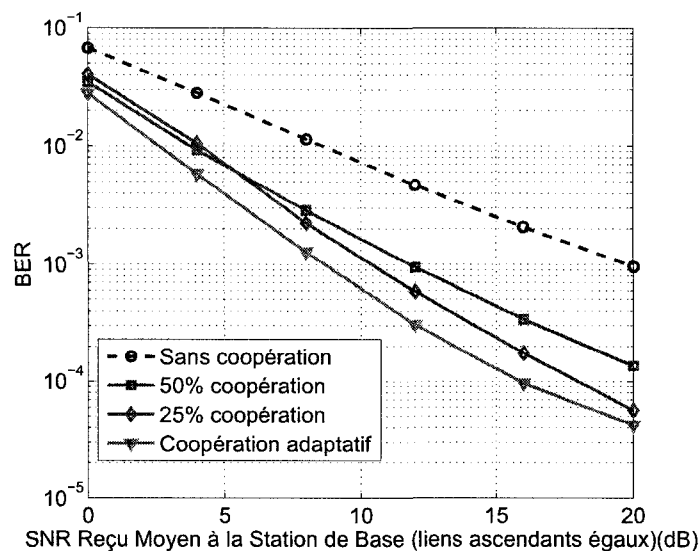


FIG. 5.9 Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager non-réciproque de 10 dB et des liens ascendants égaux

peut atteindre les 2.2 dB. Ce résultat n'est pas surprenant, puisque qu'un faible degré de coopération diminue la probabilité de comportements asymétriques des usagers ce qui dégrade les performances.

La figure 5.10 illustre la différence entre les performances des protocoles des chapitres 4 et 5 lorsque le canal inter-usager est non réciproque. On remarque que contrairement à la section 5.3.2 où le canal inter-usager est réciproque, il y a une différence non négligeable dans les performances. On présente l'exemple suivant afin d'expliquer ce résultat. Supposons deux usagers U1 et U2 qui coopèrent et qui communiquent avec la même station de base. De plus, supposons que U1 a un très bon canal vers la station de base mais un mauvais canal vers son partenaire (usager 2). En appliquant le protocole du chapitre 4, l'utilisateur 1 va atteindre son plus faible taux de codage sans avoir obtenu de ACK de son partenaire. En conséquence, les deux usagers ne coopèrent pas et l'utilisateur 2 transmet tous ses bits de parité par son lien ascendant. Cependant, en appliquant le protocole du chapitre 5, U1 est décodé correctement à la station de base avec un haut taux de codage

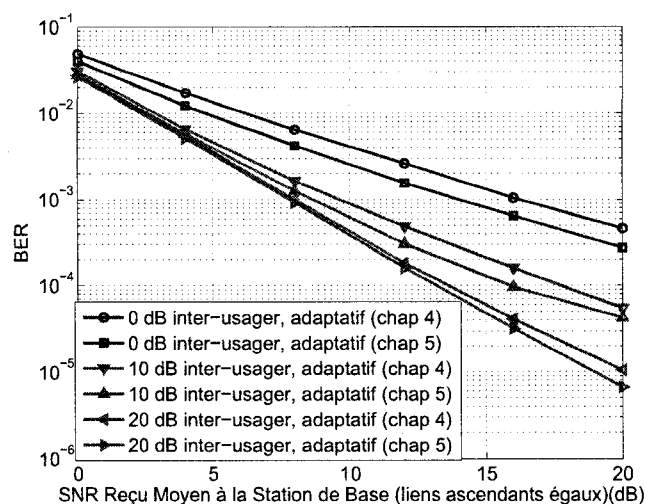


FIG. 5.10 Comparaison entre les protocoles du chapitre 4 et 5 pour divers canaux inter-usagers non réciproques et des liens ascendants égaux

(probablement dès sa première transmission, avec un taux de codage 1/2) et offre donc beaucoup de ressources pour relayer l'information de son partenaire. En conséquence, U2 profitera d'un gain de diversité.

#### 5.3.4 Liens ascendants asymétriques

La figure 5.11 montre les performances de notre protocole lorsque le canal inter-usager est réciproque à 10 dB et lorsque les liens ascendants sont asymétriques. On fixe le SNR du lien ascendant de l'utilisateur 1 à 20 dB et on varie le SNR du lien ascendant de l'utilisateur 2 entre 0 et 20 dB. On remarque que la performance des deux usagers s'améliore avec la coopération. En effet, la performance des deux usagers peut s'améliorer de plus de 4 dB par rapport à un taux fixe de 50% de coopération.

On remarque que les résultats de performances présentés jusqu'à présent sont très similaires aux résultats présentés dans le chapitre précédent (surtout lorsque le canal inter-

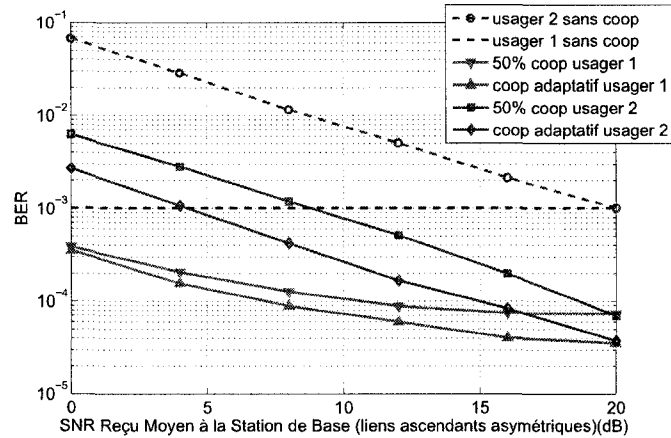


FIG. 5.11 Comparaison entre notre protocole et le codage coopératif en supposant un canal inter-usager réciproque de 10 dB et des liens ascendants asymétriques

usager est réciproque) . Cependant, notre nouveau protocole est supérieur au protocole du chapitre précédent puisqu'on atteint presque les mêmes performances d'erreur tout en augmentant substantiellement les vitesses de transmission. En effet, lorsque le lien ascendant est très bon, le message est décodé presque deux fois plus rapidement. De plus, les performances d'erreur sont meilleures que les performances d'erreur lorsque le canal inter-usager est non réciproque.

### 5.3.5 Comparaison des performances d'erreur lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque

Nous avons vu dans le chapitre 3 que les performances d'erreur du codage coopératif se dégradent lorsque le canal inter-usager est non réciproque. En effet, on a remarqué qu'un plus faible degré de coopération diminue la différence dans les performances entre un canal inter-usager réciproque et non réciproque.

On s'intéresse dans cette partie à étudier les différences dans les performances entre un

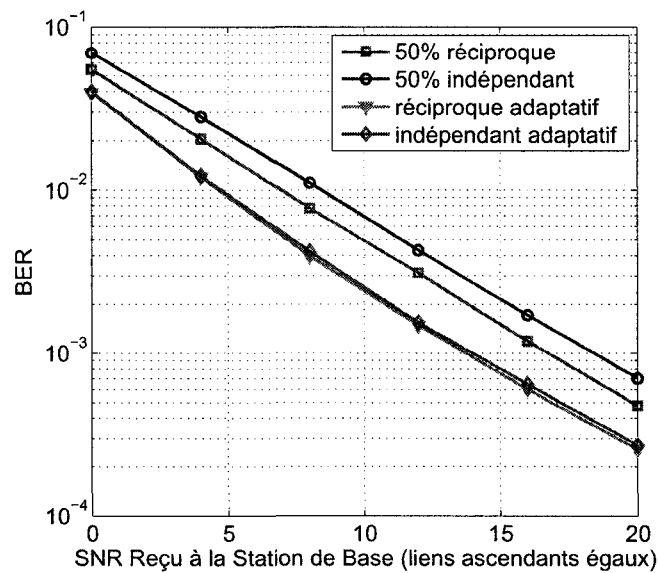


FIG. 5.12 Comparaison des performances de notre protocole lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque (0 dB) et en supposant des liens ascendants égaux.

canal réciproque et non réciproque en appliquant notre protocole adaptatif. Les figures 5.12 à 5.14 montrent une comparaison des performances de notre protocole lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque. On remarque que les performances lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque sont presque similaires. Ce résultat est très intéressant et puissant car il signifie que notre protocole contrairement au codage coopératif fixe offre presque les mêmes performances pour des canaux en TDD et FDD.

Par exemple, la figure 5.12 montre que lorsque le canal inter-usager est de 0 dB et qu'on utilise 50% de coopération, la différence de performances entre un canal réciproque et non réciproque est presque constante, égale à 1.5 dB. On peut noter que notre protocole offre des performances qui sont supérieures dans les deux cas et presque identiques. Ces résultats peuvent être expliqués par le fait qu'un haut degré de coopération augmente la probabilité des cas 3 et 4 où un des usagers est en grand désavantage. Cependant, notre



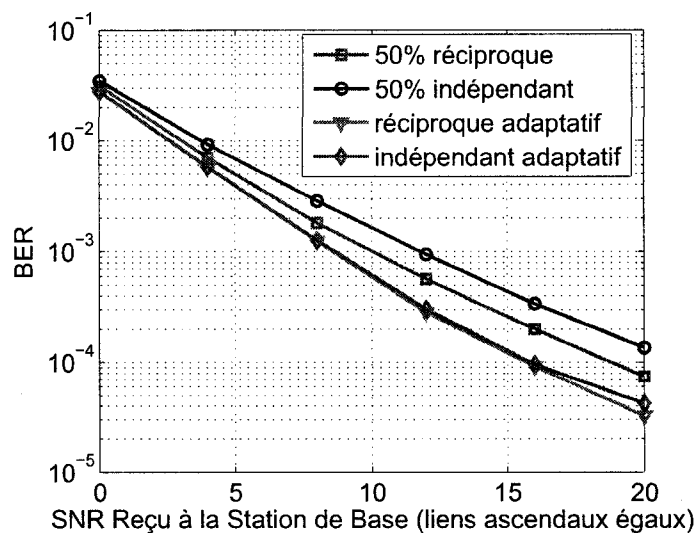


FIG. 5.13 Comparaison des performances de notre protocole lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque (10 dB) et en supposant des liens ascendants égaux.

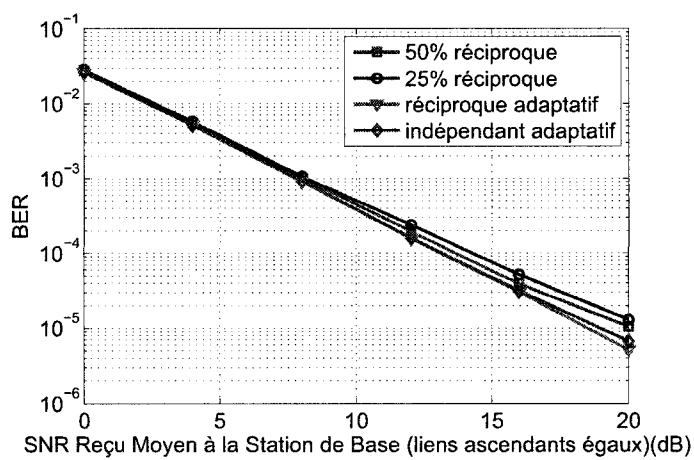


FIG. 5.14 Comparaison des performances de notre protocole lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque (20 dB) et en supposant des liens ascendants égaux.

protocole optimise la taille des trames qu'on transmet dans les première et deuxième phases de coopération pour que chaque usager atteigne simultanément le meilleur débit et la meilleure performance possible. En effet, notre protocole ne désavantage jamais un usager, et dans le pire des cas un usager ne coopère pas et transmet ses propres bits de parité.

### 5.3.6 Analyse des probabilités des taux de transmission

Les tableaux 5.2, 5.4 et 5.6 montrent les probabilités des différents taux de codage pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux. Le tableau 5.2 montre la probabilité des taux de codage lorsque le lien ascendant est à 0 dB. On remarque que pour toutes les valeurs du SNR du canal inter-usager, la probabilité du taux de codage  $R_1 = 1/2$  est d'environ 50%. On peut conclure que même lorsque le lien ascendant est mauvais, la probabilité qu'un usager soit décodé correctement dès sa première transmission, i.e avec un taux de codage  $1/2$ , est d'environ 50%. Le tableau 5.3 montre les probabilités des cas 1 à 9 lorsque le lien ascendant est à 0 dB. On remarque que la probabilité des cas 7 à 9, où au moins un usager coopère, augmente lorsque le canal inter-usager devient meilleur. En effet, lorsque le canal inter-usager est à 20 dB, on voit que la probabilité qu'au moins un usager coopère est d'environ 75%.

Le tableau 5.4 montre les probabilités des taux de codage lorsque le lien ascendant est à 10 dB. On remarque que la probabilité qu'un usager soit décodé correctement par la destination avec un taux de codage  $1/2$  est d'environ 93%, pour toutes les valeurs du SNR du canal inter-usager. Ce résultat est confirmé en analysant les probabilités des cas 1 à 9 lorsque le lien ascendant est à 10 dB. On remarque que la probabilité du cas 1 est d'environ 90% (les deux usagers reçoivent ACK de la BS sans coopération), pour un SNR=10 dB du canal inter-usager. On peut donc conclure que lorsque les liens ascendants s'améliorent, la probabilité que les usagers coopèrent baisse substantiellement.

TAB. 5.2 Probabilités des taux de codage pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 0 dB

InterUsager	$R_1$	$R_2$	$R_3$	$R_4$	$R_5$	$R_6$	$R_7$	$R_8$	$R_9$
dB	1/2	4/9	4/10	4/11	1/3	4/13	2/7	4/15	1/4
0	0.5053	0.0607	0.0531	0.0528	0.0547	0.0403	0.0301	0.0249	0.1781
10	0.5057	0.0556	0.0605	0.0653	0.0704	0.0468	0.0307	0.0232	0.1418
20	0.506	0.0551	0.0615	0.0665	0.0721	0.0475	0.0312	0.0228	0.1374

TAB. 5.3 Probabilités des cas 1 à 9 pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 0 dB

InterUsager	Cas1	Cas2	Cas3	Cas4	Cas5	Cas6	Cas7	Cas8	Cas9
0 dB	0.3786	0.0119	0.0012	0.0012	0.0416	0.0419	0.1847	0.1855	0.1532
10 dB	0.272	0.0013	0.0001	0.0001	0.0048	0.0046	0.2418	0.2425	0.2327
20 dB	0.258	0.0002	$\approx 0$	$\approx 0$	0.0006	0.0006	0.2491	0.2491	0.2424

TAB. 5.4 Probabilités des taux de codage pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 10 dB

InterUsager	$R_1$	$R_2$	$R_3$	$R_4$	$R_5$	$R_6$	$R_7$	$R_8$	$R_9$
dB	1/2	4/9	4/10	4/11	1/3	4/13	2/7	4/15	1/4
0 dB	0.9326	0.0105	0.0115	0.0139	0.0119	0.0042	0.0026	0.0021	0.0107
10 dB	0.9326	0.0088	0.0154	0.0201	0.016	0.0023	0.001	0.0007	0.0032
20 dB	0.9323	0.0088	0.016	0.0207	0.0166	0.002	0.0008	0.0005	0.0022

TAB. 5.5 Probabilités des cas 1 à 9 pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 10 dB

InterUsager	Cas1	Cas2	Cas3	Cas4	Cas5	Cas6	Cas7	Cas8	Cas9
0 dB	0.9002	0.0001	$\approx 0$	$\approx 0$	0.0059	0.0061	0.0424	0.0424	0.0027
10 dB	0.8733	$\approx 0$	$\approx 0$	$\approx 0$	0.0007	0.0007	0.0604	0.0606	0.0043
20 dB	0.8695	$\approx 0$	$\approx 0$	$\approx 0$	0.0001	0.0001	0.0627	0.0629	0.0047

TAB. 5.6 Probabilités des taux de codage pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 20 dB

InterUsager	$R_1$	$R_2$	$R_3$	$R_4$	$R_5$	$R_6$	$R_7$	$R_8$	$R_9$
dB	1/2	4/9	4/10	4/11	1/3	4/13	2/7	4/15	1/4
0	0.9912	0.0015	0.0018	0.0019	0.0015	0.0004	0.0003	0.0002	0.0012
10	0.9911	0.0015	0.0025	0.0027	0.0018	0.0001	0.0001	$\approx 0$	0.0002
20	0.991	0.0015	0.0026	0.0028	0.0019	0.0001	$\approx 0$	$\approx 0$	$\approx 0$

TAB. 5.7 Probabilités des cas 1 à 9 pour un canal inter-usager réciproque et des liens ascendants égaux à 20 dB

InterUsager	Cas1	Cas2	Cas3	Cas4	Cas5	Cas6	Cas7	Cas8	Cas9
0 dB	0.9867	$\approx 0$	$\approx 0$	$\approx 0$	0.0008	0.0008	0.0059	0.0058	$\approx 0$
10 dB	0.9829	$\approx 0$	$\approx 0$	$\approx 0$	0.0001	0.0084	0.0085	0.2425	0.0001
20 dB	0.9822	$\approx 0$	$\approx 0$	$\approx 0$	$\approx 0$	$\approx 0$	0.0089	0.0088	0.0001

Les tableaux 5.6 et 5.7 confirment notre conclusion. En effet, lorsque le lien ascendant est à 20 dB, c'est-à-dire les liens ascendants sont d'une excellente qualité, la probabilité que le taux de codage soit 1/2 est d'environ 99% (pour toutes les valeurs du SNR du canal inter-usager) et la probabilité du cas 1 est d'environ 98% (pour toutes les valeurs du SNR du canal inter-usager).

L'analyse des tableaux 5.2 à 5.7 nous permet de conclure que dans la majorité des cas, un usager n'a pas besoin de coopérer afin d'être décodé correctement par la destination. Cependant, lorsque le canal rentre dans un évanouissement profond, la coopération devient indispensable.

#### 5.4 Conclusion

Nous avons présenté dans ce chapitre une extension du codage coopératif adaptatif en considérant un feedback sous la forme de signaux ACK/NACK en provenance de la destination et du partenaire. Notre approche nous permet d'optimiser simultanément les performances et le débit de chaque usager. En effet, en adaptant la taille des trames  $N_1$  et  $N_2$  dans les première et deuxième phases de coopération, chaque usager minimise son

taux d'erreurs et augmente sa vitesse de transmission. De plus, notre protocole minimise la grande différence dans les performances entre un canal inter-usager réciproque et non réciproque due à un degré de coopération inadéquat. À noter que notre protocole est facile à implémenter, est robuste et peut être appliqué à plusieurs usagers dans un réseau.

## CONCLUSION

### Bilan

Nous avons présenté dans ce mémoire différents protocoles qui permettent à des usagers ayant une seule antenne de coopérer avec d'autres usagers afin de créer de la diversité spatiale et d'atteindre les performances des systèmes MISO ou MIMO (Cf. chapitre 2). Plus particulièrement, on s'est intéressé à l'utilisation de techniques de codage de canal dans la coopération d'usagers dans un réseau de télécommunications sans-fil.

Nous avons étudié dans le chapitre 3 une technique introduite par Hunter et Nosratinia (Nosratinia, 2004; Hunter, 2004; Hunter, 2006a) intitulée "codage coopératif", qui intègre le codage de canal dans la coopération. Nous avons présenté dans le chapitre 3 une implémentation du codage coopératif en utilisant les codes RCPC et nos simulations ont confirmé les résultats qui ont été publiés dans la littérature. On a mis en évidence l'importance de cette technique mais aussi ses limitations. En effet, on a vu que malgré les grands gains du codage coopératif, aucune expression et aucun algorithme nous permet d'obtenir le degré de coopération optimal qui change avec chaque nouvelle réalisation du canal. De plus, le manque de feedback entre les usagers conduit à des scénarios où un usager est largement avantage et l'autre usager est grandement désavantagé. Le comportement asymétrique des usagers dégrade les performances et prend plus d'ampleur lorsque le canal inter-usager est non réciproque.

Afin de répondre aux limitations du codage coopératif, on a présenté dans le chapitre 4 une nouvelle technique qu'on a appelé le "codage coopératif adaptatif" qui permet aux usagers d'optimiser leur degré de coopération et de supprimer le comportement asymétrique des usagers. Notre approche heuristique est basée sur les techniques de re-transmissions incrémentales avec les codes RCPC. En effet, en considérant un lien de retour du partenaire, chaque usager augmente itérativement la taille de son mot de code

perforé dans la première phase de coopération afin de s'assurer que son partenaire le décode correctement tout en maximisant le nombre de bit de parité qu'il peut envoyer pour son partenaire dans la deuxième phase de coopération. Notre approche nous a permis d'adapter le degré de coopération de chaque usager aux conditions du canal. De plus, les simulations montrent que notre approche produit toujours des meilleures performances que le codage coopératif avec un degré de coopération fixe. Pour un résumé de nos résultats se référer à (Alazem, 2008a).

On présente dans le chapitre 5 une nouvelle technique qui est une extension du protocole présenté dans le chapitre 4. En effet, on cherche à optimiser simultanément le débit et les performances d'erreur de chaque usager. Le manque de feedback de la destination aboutit à un débit qui est fixe, égal au taux de codage mère puisque le relais transmet toujours tous les bits de parité de son partenaire (où ses propres bits de parité dans le cas de la non coopération). Afin d'augmenter les vitesses de transmission et d'utiliser plus judicieusement les degrés de liberté, on considère un feedback sous la forme de signaux ACK/NACK de la destination et du partenaire. De plus, au lieu de transmettre tous les bits de parité dans une seule trame dans la deuxième phase de coopération, chaque usager transmet les bits de parité de façon incrémentale afin de minimiser  $N_2$  et donc de maximiser le débit. Les résultats des simulations montrent que notre approche adaptative a toujours de meilleures performances que le codage coopératif avec un degré de coopération fixe. De plus, le débit est amélioré significativement. En effet, pour une valeur élevée du SNR du lien ascendant, les vitesses de transmission sont presque doublées. De même, notre protocole minimise la différence dans les performances lorsque le canal inter-usager est réciproque et non réciproque. Cette différence dans les performances est due à un degré de coopération inadéquat et peut atteindre les 2.5 dB. Finalement, on remarque que le protocole du chapitre 5 offre de meilleures performances d'erreur que le protocole du chapitre 4 (surtout lorsque le canal inter-usager est non réciproque) à cause du lien de retour de la station de base et du partenaire. Pour un résumé de nos résultats,

se référer à (Alazem, 2008b).

Il est important de noter que nos protocoles permettent de s'approcher du degré de coopération idéal et des meilleures performances d'une manière heuristique, mais la question demeure : notre approche est-elle optimale ?

On peut conclure que nos protocoles adaptatifs offrent des performances supérieures à celles de DAF et AAF qui sont basés sur la répétition, et sur le codage coopératif qui est incapable d'adapter le degré de coopération des usagers aux conditions des canaux et qui a de plus un débit fixe.

Ce mémoire met en évidence la puissance des réseaux coopératifs qui demeure un sujet de recherche actuel. En effet, le premier article important qui analyse la diversité spatiale dans un réseau coopératif est paru en 2003 par Sendonaris, Erkip et Aazhang (Sendonaris, 2003). Depuis, la communauté scientifique s'est beaucoup intéressée aux réseaux coopératifs à tel point que certains chercheurs affirment même que les réseaux coopératifs pourraient révolutionner le monde du sans-fil comme le MIMO l'a déjà fait. En effet, le premier article important sur le MIMO est paru en 1996 par Foschini (Foschini, 1996) et récemment, le MIMO a été introduit dans plusieurs systèmes commerciaux et sera utilisé dans la plupart des systèmes à haut débit dans le futur : 802.11 (WiFi), 802.16 (WiMAX) et LTE 4G.

### **Travaux Futurs**

Malgré les grands avantages des réseaux coopératifs, plusieurs problèmes restent à résoudre. L'analyse faite jusqu'à présent était basée sur des scénarios simplifiés. En effet, le problème se complique rapidement lorsqu'on considère plusieurs relais ayant des canaux asymétriques. La sélection optimale des usagers coopérant reste un problème ouvert et devient complexe en considérant des scénarios décentralisés.



Un problème important qu'on peut étudier est la recherche de famille de codes et de matrices de perforations qui aboutiront à des performances optimales dans un réseau de télécommunications coopératif sans-fil. En effet, la famille de code RCPC (Hagenauer, 1988) qu'on a utilisé a été conçue pour un lien direct (pas de coopération) et pour un canal AWGN alors que les récents développements sont motivés par le concept de diversité pour un canal d'évanouissement. De plus, rien nous assure que les matrices de perforations qu'on a utilisé soient optimales. À noter que des matrices de perforations optimales ont été publiées pour un grand nombre de codes dans (Haccoun, 1989) pour un canal AWGN. Une extension de ces travaux pour les réseaux coopératifs serait intéressante.

Un autre problème très intéressant qui nécessite d'être étudié est le problème de l'incitation à la coopération. En effet, comment peut-on motiver un usager à coopérer surtout lorsqu'il a un très bon canal vers la station de base ? Pour des applications militaires ou dans le cas de catastrophes naturelles, chaque terminal dans le réseau a un objectif en commun et la coopération permet aux terminaux d'atteindre cet objectif plus efficacement. Cependant, dans des applications commerciales, les usagers sont indépendants et égoïstes, c'est-à-dire qu'un usager consomme ses ressources uniquement pour maximiser ses performances. Afin de stimuler la coopération parmi des usagers égoïstes, on peut inciter les usagers à coopérer en utilisant un système de récompenses économiques. En effet, on peut imaginer un système de crédits pour récompenser les relais. L'objectif serait donc de trouver l'équilibre qui permet de satisfaire tous les usagers et de maximiser les profits de la station de base ou du point d'accès.

Les approches traditionnelles utilisées dans les télécommunications ne suffiront pas pour résoudre ces problèmes. En effet, plusieurs techniques et nouvelles approches devront être considérées comme des techniques d'optimisation et l'application de la théorie des jeux où les "joueurs" seront les usagers et la station de base (ou le point d'accès).

## RÉFÉRENCES

- ALAMOUTI, A., 1998, «a simple diversity technique for wireless communications,» vol.16, no.8. *IEEE J. Select. Areas Commun*, Octobre 1998, pp.1451-1458.
- ALAZEM, F., FRIGON, J-F., et HACCOUN, D., 2008, «Adaptive coded cooperation in wireless networks,», *Proc. International Wireless Communications and Mobile Computing Conference*, Île Crête, Grèce, Août 2008.
- ALAZEM, F., FRIGON, J-F., et HACCOUN, D., 2008, «Throughput and performance optimization using an adaptive coded cooperation protocol,», *4th IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications (Wi-mob)* , Avignon, France, Octobre 2008.
- COVER, T.M., et GAMAL, A.A.E., 1979, «Capacity theorems for the relay channel, » vol.25, no.5. *IEEE Trans. Info. Theory*, Septembre 1979, pp.572-84.
- FOSCHINI, G.J., 1996, «Layered space-time architecture for wireless communication in a fading environment when using multi-element antennas, » *Bell Labs Tech.*, Automne 1996, pp.41-59.
- FRIGON, J.F., 2007, «Transmission de l'information, » Notes du cours ELE3705 de l'Ecole Polytechnique de Montréal, 2007.
- FRIGON, J.F., 2008, «Systèmes de communications sans-fil, » Notes du cours ELE6709 de l'Ecole Polytechnique de Montréal, 2008.
- HACCOUN, D., et BEGIN, G., 1989, «High-rate punctured convolutionnal codes for Viterbi and sequential decoding,», vol. 37, no. 11., *IEEE Trans. Commun.*, Novembre 1989, pp. 1113-1125.
- HACCOUN, D., 2007, «Théorie des communications, » Notes du cours ELE6703 de l'Ecole Polytechnique de Montréal, 2007.

HACCOUN, D., 2007, «Détection, décision, estimation des signaux, » Notes du cours ELE6701A de l'Ecole Polytechnique de Montréal, 2007.

HAGENAUER, J., 1988, «Rate-compatible punctured convolutionnal codes (RCPC codes) and their applications», vol. 36, no. 4., *IEEE Trans. Commun.*, Avril 1988, pp.389-400.

HUNTER, T., et NOSRATINIA, A., 2003, «Performance analysis of coded cooperation diversity », vol.4, *IEEE International Conference on Communications (ICC)*, Mai 2003, pp.2688-2692.

HUNTER, T., 2004, «Coded cooperation : a new framework for user cooperation in wireless systems», thèse de doctorat, Université du Texas, Dallas, Richardson, Texas, USA, 2004.

HUNTER, T., et NOSRATINIA, A., 2006, «Diversity through coded cooperation», vol.5, *IEEE Trans. Commun.*, Février 2006, pp.283-289.

HUNTER, T., NOSRATINIA, A., et SANAYEI, S., 2006, «Outage analysis of coded cooperation», vol.52, *IEEE Trans. Info. Theory*, Février 2006, pp.375-391.

JANANI, M., HUNTER, T., et NOSRATINIA, A., 2004, «Coded Cooperation in wireless communications : space-time transmission and iterative decoding», vol. 52, no. 2., *IEEE Trans. Sig. Proc.*, Février 2004, pp. 362-71.

KALLEL, S., et HACCOUN, D., 1992, «Generalized type II hybrid ARQ scheme using punctured convolutionnal coding», vol. 38, no. 11., *IEEE Trans. Commun.*, Novembre 1992, pp. 1938-1946.

LANEMAN, J.N., WORNELL, G.W., et TSE, D.N.C., 2001, «An efficient protocol for realizing cooperative diversity in wireless networks», *Proc. IEEE ISIT*, Washington, DC, USA, Juin 2001, p. 294.

LANEMAN, J.N., et WORNELL, G.W., 2003, «Distributed space-time-coded protocols for exploiting cooperative diversity in wireless networks», vol.49, no.10. *IEEE Trans. Info. Theory*, Octobre 2003, pp. 2415-25.

- NOSRATINIA, A., HUNTER, T., et HEDAYAT, 2004, «Cooperative communication in wireless networks,» vol.42, no.10. *IEEE Commun. Mag.*, Octobre 2004, pp.68-73.
- PARERA, D., 2007, «Étude de la capacité du lien ascendant d'un système MIMO multi-usagers, » Mémoire de maîtrise, Ecole Polytechnique de Montréal, Canada, 2007.
- PAULRAJ, A., 2003, *Introduction to Space-Time Wireless Communications*, Cambridge, 2003.
- PROAKIS, J., 2001, *Digital communications*, McGraw-Hill, 2001.
- RAPPAPORT, T.S., 1996, *Wireless Communications : Principles and Practice*, Prentice Hall, 1996.
- SENDONARIS, A., ERKIP, E., et AAZHANG, B., 2003, «User cooperation diversity part I and part II, » vol.51, no.11. *IEEE Trans. Commun.*, Novembre 2003, pp.1927-48.
- TARASAK, P., MINN, H., et HOON, L.Y., 2005, «Analysis of incremental relaying protocol with RCPC in cooperative diversity systems », vol.4, *Vehicular Technology Conference (VTC), IEEE 62nd*, Dallas, USA, Septembre 2005, pp.2537-2541.
- TAROKH, V., SESHADRI, N., et CALDERBANK, A., 2006, «Space-time codes for high data rate wireless communication : Performance criterion and code construction,», vol.44, *IEEE Trans. Info. Theory*, Mars 1998, pp.744-765.
- TSE, D., 2005, *Fundamentals of wireless communication*, Cambridge, 2005.
- VAN DER MEULEN, EC., 1971, «Three-terminal communication channels,», vol. 3, *Adv. Appl. Probab.*, 1971, pp. 120-154.
- WICKER, S.B., 1995, *Error Control Systems for Digital Communication and Storage*, Englewood Cliffs, NJ : Prentice Hall, 1995.
- ZHENG, L., et TSE, D.N.C., 2006, «Diversity and multiplexing : a fundamental tradeoff in multiple-antenna channels », vol.49, *IEEE Trans. Info. Theory*, Mai 2003, pp.1073-1096.